



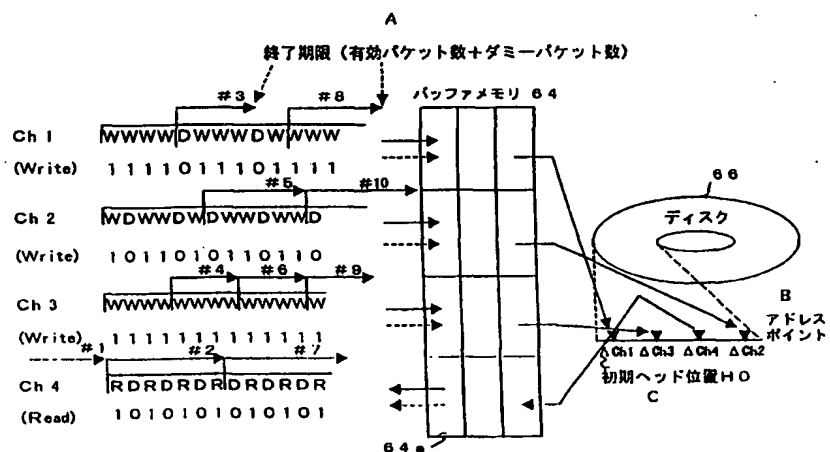
(51) 国際特許分類7 G06F 13/10, 3/06, H04N 5/85, G11B 20/10	A1	(11) 国際公開番号 WO00/42515 (43) 国際公開日 2000年7月20日(20.07.00)
(21) 国際出願番号 PCT/JP99/05679 (22) 国際出願日 1999年10月14日(14.10.99) (30) 優先権データ 特願平11/4979 1999年1月12日(12.01.99) JP (71) 出願人 (米国を除くすべての指定国について) 富士通株式会社(FUJITSU LIMITED)[JP/JP] 〒211-8588 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 Kanagawa, (JP) (72) 発明者 ; および (75) 発明者 / 出願人 (米国についてのみ) 岡田佳之(OKADA, Yoshiyuki)[JP/JP] 〒211-8588 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内 Kanagawa, (JP) (74) 代理人 大菅義之(OSUGA, Yoshiyuki) 〒102-0084 東京都千代田区二番町8番地20 二番町ビル3F Tokyo, (JP)	(81) 指定国 JP, US, 欧州特許 (DE, FR, GB) 添付公開書類 国際調査報告書	

(54) Title: ACCESS CONTROL DEVICE AND METHOD FOR CONTROLLING ACCESS TO RECORDING MEDIUM

(54) 発明の名称 記録媒体へのアクセスを制御するアクセス制御装置および方法

(57) Abstract

During a write processing for channels (Ch1, Ch2, Ch3), the end limit of each channel is set according to the transfer rate varying with the ratio of the number of effective packets to that of dummy packets, and end limit information is written on a disk along with write data. In a read processing for the channel (Ch4), the end limit is set according to the end limit information which is read out of the disk along with read data. Processings of earlier end limits are carried out in order. Considering the difference between the transfer rates at the outer and inner peripheries of the disk, a write zone is determined. When simultaneous recording for the channels (Ch1, Ch2) on an ASMO of groove/land recording system is carried out, data through the channel (Ch1) are recorded along grooves and data through the channel (Ch2) are recorded along lands, sequentially.



A ... END LIMIT (NUMBER OF EFFECTIVE PACKETS + NUMBER OF DUMMY PACKETS)

B ... ADDRESS POINT

C ... INITIAL HEAD POSITION HO

64 ... BUFFER MEMORY

66 ... DISK

(57)要約

チャネル Ch 1、Ch 2、Ch 3 の Write 処理においては、有効パケットとダミー・パケットの割合により変化する転送レートに基づいて各チャネルの終了期限が設定され、終了期限情報が書き込みデータとともにディスクに書き込まれる。また、チャネル Ch 4 の Read 処理においては、読み出しデータとともにディスクから読み出された終了期限情報に基づいて、終了期限が設定される。そして、終了期限の速い処理から順に実行される。また、ディスクの外周と内周の転送レートの差を考慮して、書き込みゾーンが決定される。また、グループ・ランド記録方式の ASMO にチャネル Ch 1、Ch 2 の同時記録を行う場合、チャネル Ch 1 のデータはグループに沿って、チャネル Ch 2 のデータはランドに沿ってシーケンシャルに記録する。

PCTに基づいて公開される国際出願のパンフレット第一頁に掲載されたPCT加盟国を同定するために使用されるコード(参考情報)

AE	アラブ首長国連邦	DM	ドミニカ	KZ	カザフスタン	RU	ロシア
AG	アンティグア・バーブーダ	DZ	アルジェリア	LC	セントルシア	SD	スーダン
AL	アルバニア	EE	エストニア	LI	リヒテンシュタイン	SE	スウェーデン
AM	アルメニア	ES	スペイン	LK	スリ・ランカ	SG	シンガポール
AT	オーストリア	FI	フィンランド	LR	リベリア	SI	スロヴェニア
AU	オーストラリア	FR	フランス	LS	レソト	SK	スロヴァキア
AZ	アゼルバイジャン	GA	ガボン	LT	リトアニア	SL	シエラ・レオネ
BA	ボスニア・ヘルツェゴビナ	GB	英国	LU	ルクセンブルグ	SN	セネガル
BB	バルバドス	GD	グレナダ	LV	ラトヴィア	SZ	スワジランド
BE	ベルギー	GE	グルジア	MA	モロッコ	TD	チャード
BF	ブルキナ・ファソ	GH	ガーナ	MC	モナコ	TG	トーゴ
BG	ブルガリア	GM	ガンビア	MD	モルドヴァ	TJ	タジキスタン
BJ	ベナン	GN	ギニア	MG	マダガスカル	TM	トルクメニスタン
BR	ブラジル	GR	ギリシャ	MK	マケドニア旧ユーゴスラヴィア	TR	トルコ
BY	ベラルーシ	CW	ギニア・ビサオ		共和国	TT	トリニダード・トバゴ
CA	カナダ	HR	クロアチア	ML	マリ	TZ	タンザニア
CF	中央アフリカ	HU	ハンガリー	MN	モンゴル	UA	ウクライナ
CG	コンゴ	ID	インドネシア	MR	モーリタニア	UG	ウガンダ
CH	スイス	IE	アイルランド	MW	マラウイ	US	米国
CI	コートジボアール	IL	イスラエル	MX	メキシコ	UZ	ウズベキスタン
CM	カメルーン	IN	インド	MZ	モザンビーク	VN	ヴェトナム
CN	中国	IS	アイスランド	NE	ニジェール	YU	ユーゴスラヴィア
CR	コスタ・リカ	IT	イタリア	NL	オランダ	ZA	南アフリカ共和国
CU	キューバ	JP	日本	NO	ノルウェー	ZW	ジンバブエ
CY	キプロス	KE	ケニア	NZ	ニュージーランド		
CZ	チェッコ	KG	キルギスタン	PL	ポーランド		
DE	ドイツ	KP	北朝鮮	PT	ポルトガル		
DK	デンマーク	KR	韓国	RO	ルーマニア		

明細書

記録媒体へのアクセスを制御するアクセス制御装置および方法

5 技術分野

本発明は、複数チャンネルのデータを同時に記録／再生するために、記録媒体へのアクセスを制御するアクセス制御装置およびその方法に関する。

10 背景技術

近年、マイクロコンピュータやMPEG2 (Moving Picture Experts Group phase 2) 等の動画符号化／復号化LSI (Large Scale Integration) の発展に伴い、映像のデジタル化が飛躍的に進み、その結果として、20世紀から21世紀に向けて、テレビジョン放送がアナログからデジタルへ急激に変化しようとしている。
また、BS (Broadcasting Satellite)、CS (Communications Satellite) 等を利用した衛星放送では数100チャンネルのプログラムを用意し、視聴者の多様化に 대응しようとしている。

放送のデジタル化および多チャンネル化が進むにつれて、安価な
セットトップボックス (STB) やデジタルTV (Television) の開発等とあいまって、家庭にもデジタルの映像データを大量に取り込む時代が来ようとしており、記憶装置 (ストレージデバイス) にデータを蓄積する機会が増えると考えられる。

このような大容量の映像データを蓄積することを主な目的として、
ハードディスクや光ディスク等の大容量ストレージデバイスの開発

が活発に行われている。例えば、MPEG2を用いた場合、2時間程度の映像データを数GBに圧縮して蓄積することができる。

このようなストレージデバイスでは、コンピュータの入出力システムとして求められるスループットの他に、新たにリアルタイム性が要求されることになる。そのような状況の中で、現在、STB、
5 ストレージデバイス、プリンタ、およびTV等のディスプレイ装置を結ぶホームネットワークを実現するインタフェースとして最も期待されているインタフェースに、IEEE(Institute of Electrical and Electronic Engineers) 1394と呼ばれる高速のシリアルイ
10 ンタフェースがある。

IEEE 1394では、音声や映像等のデータをリアルタイムで転送するために、同期(Isochronous)転送という独自の転送モードを持っており、一定の転送レートでデータを送ることを保証している。したがって、IEEE 1394を介して映像データをストレ
15 ージデバイスに記録したり、ストレージデバイスから映像データを再生したりする場合は、この同期転送に基づき、リアルタイム要求に応えなければならない。

また、多チャンネル化により、同時(正確には時系列)に複数のチャンネルのデータを取り込む状況が想定される。したがって、リ
20 アルタイム要求を満たしつつ、どれだけ多くのチャンネルのデータを効率よく同時に記録/再生できるかが鍵となる。

ところが、ストレージデバイスの場合、データ転送の他に、シーク待ち、回転待ち、ベリファイ、リトライ等の時間ファクタが存在する。シーク待ちは、ディスクヘッドが所望のトラックまで移動す
25 るための時間を表す。回転待ちは、ディスクヘッドの下部に所望の

セクタの先頭が現れるまでのディスクの回転時間を表す。ペリファイは、書き込みデータの確認処理を表し、リトライは、アクセスが失敗した場合の再アクセスを表す。

これらの時間ファクタは、ある期限までに処理を終了してスケジュールを守るというリアルタイム処理の妨げとなっている。そこで、従来は、効率よくディスクをアクセスするために、ディスクスケジューリングによりデータのリード／ライトの実行の順序や、データの記録・読み出し場所を制御している。

従来のスケジューリングアルゴリズムとしては、次のようなものが挙げられる (A. L. N. Reddy and J. C. Wyllie, "I/O Issues in a Multimedia System", Computer, 27, Mar, pp. 69-74, 1994.)。

(1) E D F (Earliest Deadline First) : 終了期限 (deadline) が最も迫っている処理を優先する方法。

(2) L S T F (Least Slack Time First) : 時間の余裕が最も少ない処理を優先する方法。

(3) S S T F (Shortest Seek Time First) : シーク時間が最短の処理を優先する方法。

(4) S C A N : シーク方向が同じでかつシーク時間が最短の処理を優先する方法。

(5) S C A N - E D F : まず、終了期限を優先し、同じ期限の場合は、S C A Nを採用する方法。

これらのアルゴリズムのうち、(1)と(2)は、時間の要素のみを考慮しており、ディスクアクセスの効率化(シーク時間の短縮)を考慮していない。逆に、(3)と(4)は、ディスクアクセスの効率化の要素のみを考慮しており、時間の要素を考慮していない

め、リアルタイム処理に適さない。したがって、時間とディスクアクセスの効率化の両方を考慮している（５）のアルゴリズムが、現在では一般的に使用されている。

図１は、このようなEDFおよびSCANによるディスクスケジューリングの概念を示している。ここでは、時分割で４つのチャンネルの映像データがディスク１内を流れると仮定している。４つのチャンネルCh１、Ch２、Ch３、およびCh４のうち、Ch１、Ch２、およびCh３については、送られてきた映像データをディスク１に書き込む処理（Write）が行われ、Ch４については、
10 ディスク１から映像データを読み出す処理（Read）が行われる。

従来のスケジューリングの用途としては再生（プレイバック）が多く、書き込みの同時性はほとんど考慮されていない。したがって、各チャンネルの映像データは、読み出し易いようにシーケンシャルに固まって集中しており、各チャンネルのアドレスポイントは分散
15 される場合が多い。ここでは、ディスク１上で各チャンネルのデータの書き込み／読み出し位置を表すアドレスポイントは、右端に示すように、ディスク１の外周から内周に向かってCh１、Ch３、Ch４、Ch２の順に分散されている。

Write処理の場合は、まず、送られてきた映像データを一時
20 ダブルバッファ（バッファメモリ）２の片方のバッファに蓄積する。次に、次の映像データをダブルバッファ２の他方のバッファに蓄積している間に、最初に蓄積された映像データをディスク１に書き込む処理を終了しなければならない。例えば、Ch１では、周期（round）Tの間に、データW１２がダブルバッファ２に蓄積され、
25 データW１１がダブルバッファ２からディスク１に書き込まれなけ

ればならない。C h 2 と C h 3 についても同様である。

また、R e a d 処理の場合は、まず、映像データをディスク 1 から読み出し、一時ダブルバッファ 2 の片方のバッファに蓄積する。次に、その蓄積された映像データを送り出している間に、次の映像
5 データをディスク 1 から先読みして、ダブルバッファの他方のバッファに蓄積する処理を終了しなければならない。例えば、C h 4 では、周期 T の間に、データ R 4 2 をダブルバッファ 2 から送り出している間に、次のデータ R 4 3 がディスク 1 からダブルバッファ 2 に読み出されなければならない。

10 図 1 では、時系列的に C h 1、C h 2、C h 3、C h 4 の順でディスクアクセスが要求されるため、終了期限も同じ順に設定される。したがって、E D F を採用した場合、ディスク 1 は、C h 1、C h 2、C h 3、C h 4、C h 1、C h 2、C h 3、C h 4、... の順にアクセスされる。

15 しかし、各チャンネル C h 1 ~ C h 4 のアドレスポイントが異なる順に配置されているため、チャンネル間のシーク距離が長く、ヘッドが移動するのに時間がかかる。特に、C h 1 と C h 2 のアドレスポイントは大きく離れており、C h 1 の書き込みから C h 2 の書き込みまでに時間がかかる。

20 また、S C A N を採用した場合、アクセス要求の順に関係なく、ヘッドの位置からシーク相対距離が短い順に、C h 1、C h 3、C h 4、C h 2 のようにアクセスされ、ここでシーク方向が逆になって、さらに C h 2、C h 4、C h 3、C h 1、... の順でアクセスされる。この場合、アクセス要求の順序に対して、C h 1 の書き込み
25 みは、ある周期では最初に処理され、次の周期では最後に処理され

るため、C h 1 の場合、アクセス時間間隔が空きすぎてアクセス要求を満たせなくなることがある。このような場合、アクセス要求を満たすためには、バッファ 2 をより大きくする必要がある。

これに対して、(5) の S C A N - E D F は、E D F と S C A N
5 を混在させた方法であり、シーク時間とアクセス要求の順序の両方を考慮したスケジューリングを行うことができる。

しかしながら、上述した従来のディスクスケジューリングには、次のような問題がある。

従来のスケジューリングでは、ストレージデバイスが映像データを
10 を一定レートで受け取り、一定レートで送り出すことを仮定している。例えば、図 2 は、6 つのチャンネル C h 1 ~ C h 6 の映像データが、それぞれ、一定の帯域（ビットレート）でストレージデバイスに入力される様子を示している。ここで、1 トランスポンダは、衛星放送における 1 回線の容量に対応する。

15 このような仮定の下では、各チャンネル C h 1 ~ C h 6 の書き込み／読み出しの終了期限は周期的に訪れると考えられ、終了期限は最初に決められた周期情報に基づいて設定される傾向にある。

ところが、デジタル放送等で流れる映像データは、図 3 に示すように、統計多重化されており、転送レートは必ずしも一定ではない。
20 この場合、1 トランスポンダのレートは一定だが、各チャンネルの M P E G 2 の符号化データの転送レートは画像の動きの激しさに応じて変化し、これにより効率の良い放送が実現される。

ところで、I E E E 1 3 9 4 上の同期転送によりパケット転送を行う場合、通常、パケット内に転送すべきデータを含ませる。しか
25 し、このような可変レートで送られてくる映像データでは、レート

が変わったりしてデータが揃わない場合に、データを含まないダミー・パケットを転送して、転送の時間保証を継続している（IEC（International Electrotechnical Commission）18663およびIEEE 1394-1995に準拠）。

- 5 図4は、このようなパケット転送の手順を示している。ここでは、188バイトのトランスポート・パケット3に4バイトのタイム・スタンプTが付加されて、192バイトのパケットが生成され、それが24バイト単位のデータ・ブロックに分割される。そして、4つ（他の整数でもよい）のデータ・ブロックが1つのデータ・ブ
10 ック・パケット4にまとめられ、同期転送パケットとして転送される。

- データ・ブロック・パケット4には、IEEE 1394のヘッダHとマルチメディアデータ用のCIP（Common Isochronous Packet）ヘッダとが付加される。CIPヘッダには、データ・ブ
15 ロックの分割方法が定義されており、受信ノードは、この情報に基づいてトランスポート・パケット3を再構築することができる。

- 125 μ s 毎に1つのサイクル・スタート・パケットSと1つのデータ・ブロック・パケット4が転送されるが、データ・ブロック・パケット4がないときは、CIPヘッダのみのダミー・パケット5
20 が同期転送パケットとして転送される。

- このような状況で従来のような終了期限を設定すると、同期転送パケットが全てデータ・ブロック・パケット4を含む場合の最大転送レートに合わせて、実際よりも厳しい（早い）終了期限を定義することとなり、より多数のチャンネルを処理できなくなるという問
25 題がある。

また、上述した（１）～（５）のスケジューリングは、いずれもプレイバックを主な適用対象としており、ディスク上の書き込み場所を規定しておらず、個々の映像データはディスク上に分散して記録されていると仮定している。したがって、多数のチャンネルを処理する場合、長いシーク時間がかかることが多く、好ましくない。

また、現在のディスクは、高密度の特徴を活かして複数のゾーン（トラックの集合）に分割し、ディスクの回転制御方式として、Z C A V（Zone Constant Angular Velocity）を採用することにより、同じ回転数でも外周のゾーンの転送レートを内周のゾーンより速くすることで、記憶容量を大きくしている。最内周の転送レートは、例えば、最外周のその６０％程度である。

ところが、従来のスケジューリングでは、このような複数のゾーンの存在を考慮しておらず、ディスク上にはデータが内周と外周に一樣に分布し、データ量も転送レートも、内周と外周で共に一定であると仮定している。このため、特に内周部分に転送レートの高いデータが集中して書き込まれた場合には処理効率が悪くなり、多数のチャンネルの処理に適さないという問題もあった。

ところで、最近、主に映像データの蓄積を目的とした光ディスクとしてA S M O（Advanced Storage Management Optocal disc）が検討されている。A S M Oは、磁界変調方式の光磁気ディスクであり、直径１２０mmの大きさに片面当たり最大６．１GB（ギガバイト）の容量を持つ。

図５にA S M Oの構成を示す。

同図に示すように、A S M Oでは、ランド（山）１１とグループ（谷）１２の両方にデータを高密度記録するランド・グループ記録

方式により大容量化を図っている。ランド 1 1 とグループ 1 2 のピッチは 0.6 マイクロ・メートルとなっている。また、ディスクのデータ記録領域 (recording area) 1 3 の厚さは 0.6 mm である。また、この例では、記録領域 1 3 は、22 個の物理ゾーンに分割されている。すなわち、1つのディスクに 22 個の物理ゾーンが形成されている。1つの物理ゾーンは、数千トラックを有する。また、トラックはディスク上に螺旋状に形成されている。

また、さらに、ディスクをドライブ装置に固定するための仕組み (チャッキング機構) を CD や DVD と兼用できるようにするため、ディスクのデータが記録されていない中心部 (クランプ部) 1 7 の厚さは 1.2 mm にしてある。

各物理ゾーンには、ディスクの径方向に所定数のトラックが設けられている。そして、各トラックは、1 以上のフレーム 1 4 に分割されている。フレーム 1 4 は、複数のセグメントに分割されており、通常、先頭のセグメントをアドレスセグメント (ADDRESS) 1 5 とし、それ以外のセグメントはデータセグメント 1 6 と呼ばれている。アドレスセグメント 1 5 とデータセグメント 1 6 には、図中で△で示されたクロックマーク 1 7 が設けられている。

1つのフレーム 1 4 の全データセグメント 1 6 には、例えば、2 KB (キロバイト) のデータと ECC (Error Correcting Code) が記録される。また、アドレスセグメント 1 5 には、アドレス情報、チルトパターン、プリアンプル、リザーブ等が記録される。アドレスセグメント 1 5 では、これらの情報が、グループ 1 2 を形成する 2 つの壁の内、一方の壁のみにウォブル (Wobble) を施す、いわゆる、片側ウォブルで記録されている。

片側ウォブルアドレス (Singled Sided Wobbled Address) 18 は、データの位置を示す片方向 (両方向も存在する) のウォブルアドレスである。ASMOにおいては、ディスクの1回転当たりのフレーム数は、16～73個である。

- 5 また、ランド11とグループ12共に、ビット長は0.235マイクロメートルである。

上述したように、ASMOは、物理的に22個のゾーンに分割されるが、これらの物理ゾーンは図6に示すように、外周側から内周側に、論理ゾーン (Logical Zone) N～論理ゾーンM+2) までの
10 714個の論理ゾーンに分割される。また、図6において、各論理ゾーンN～M+2の右隣にはバッファ内のデータ量の時間的変化を示している。同図に示す例は、ASMOの論理ゾーンN～論理ゾーンN+1をアクセスして、論理ゾーンN～論理ゾーンN+1からデータをバッファに読みだした後、今度は、最内周の論理ゾーンM
15 +2からデータをバッファに読みだす例を示している。この場合、ヘッドが外周の論理ゾーンN+1から内周の論理ゾーンM+2までシーク動作する間、バッファ内に保持されているデータは外部装置に転送され、バッファ内のデータ量は次第に減少していく。

この論理ゾーンN+1をアクセスしてから、次に、論理ゾーンM
20 +2をアクセスするまでの許容時間は1秒以内でなければならない。この1秒以内に、バッファから外部装置には1MB (メガバイト) のデータが転送される。

図7はASMOの論理ゾーンのデータ構造を示す図である。同図に示すように、ASMOにおいては、論理ゾーン20は、8MB (メガバイト) の記憶容量を有し、隣接する4MB (メガバイト) のラ
25

ンド 1 1 と 4 M B （メガバイト）のグループ 1 2 との対で構成されている。

論理ゾーン 2 0 は、図 7 に示すようにユーザエリア（図中、ハッチングで示す）とスペアエリア（図中、黒塗りで示す）に分割され、
5 通常、データはユーザエリアにセクタ単位で先頭から順に記録されていく。このとき、ユーザエリアに欠陥セクタが無ければ、データはユーザエリアのみに記録される。しかしながら、ユーザエリアに欠陥セクタがある場合には、該欠陥セクタに記録しようとしていたデータはスペアエリアに記録される。このように、スペアエリアは、
10 ユーザエリアに欠陥セクタが存在する場合の交替処理用の予備セクタとして利用される。ところで、上記欠陥セクタの補償には、スリッピング・リプレースメント（Slipping Replacement: S R）とリニアリプレースメント（Linear Replacement: L R）が利用される。S R は、欠陥セクタを飛ばして、次のセクタにデータを順番に
15 記録していく方法である。この場合、スペアエリアには、記録データ列の内、欠陥セクタの数分だけ後尾セクタがずれ込む形で記録される。一方、L R は、欠陥セクタをスペアエリアで交替する方法である。

図 7 には、S R と L R の方法が模式的に示されている。（1）が
20 S R を示し、（2）～（4）が L R を示している。L R には 3 種類の方法があり、

（2）は同一論理ゾーン内のスペアエリアで欠陥セクタを交替する方法、

（3）は前の論理ゾーン内のスペアエリアで欠陥セクタを交替する
25 方法、

そして、

(4) は隣接する論理ゾーン内のスペアエリアで欠陥セクタを交替する方法を示している。

このように、ASMOは、論理ゾーンのグループとランドに交替
5 処理用の領域(スペアエリア)を設けることにより、例え、データの交替処理が必要になった場合でも、アクセス時間が短くてすむように構成されている。物理ゾーンは数百MB(メガバイト)、論理ゾーンは8MB程度であり、1つの物理ゾーンに、論理ゾーンは30～50個ほど含まれる。

10 ところで、論理ゾーンの範囲は、図8に示すように、ヘッド本体を移動するシーク動作を行わずとも、対物レンズ30の駆動によるビーム偏向走査(光シーク)のみでビームをジャンプできる範囲(約200トラック)を基準にして設計されている。同図においては、対物レンズ30によるアクセス可能領域(欠陥ブロック31とその
15 予備ブロック32との最大幅が200トラック)であることが示されている。この対物レンズ30による光シークの速度は、最大5ms程度である。ちなみに、ヘッド本体を移動するシーク動作により、上記光シークと同様な200トラックの走査を行った場合には、その2倍以上の速度を要する。

20 また、ASMOにおいては、論理ゾーンの中は、原則的にシークンシャルにアクセスし、次のステップで、ヘッドが最大シーク距離(最内周から最外周までの距離)まで移動しても、シームレスに音声・映像データを取り込んだり再生できることを保証している。上記最大シーク距離の移動によるアクセス待ち時間は1秒である。こ
25 のため、この1秒間の間にリアルタイムでの音声・映像データの取り

込み／再生を実現するために、1MB（メガバイト）のデータを保持できる内部バッファを設けるようにしている。

図9、10は、それぞれ、ASMOにおいて、シームレスな音声・映像データの取り込み及び再生を実現するための概念図である。図9は、ASMOに対するバッファリングされた音声・映像データの論理ゾーンN～N+2に対する書き込み操作を示している。また、図10は、ASMOの論理ゾーンN～N+2からバッファに、音声・映像データを読みだす操作を示している。

ところで、ASMOでは、単一チャンネルの記録・再生のみを考慮しており、複数チャンネルの同時記録、同時再生、あるいは時差再生（記録しながら再生する動作）などについては、まだ、考慮されていないのが現状である。

また、現在の3.5インチMO（Magneto Optical disc）は、回転制御方式として、ZCAV（Zone Constant Angular Velocity）を採用している。このため、ASMOに比べてシーク時間が短いものの、3.5インチMOの場合、内周の方が外周よりも転送速度が遅く（内周の転送速度は外周の転送速度の60％程度である）、多チャンネルの映像データについて、同時記録、同時再生を試みた場合、より高い処理性能が要求され、内周部で処理に対処しきれなくなるなどの問題があった。この問題は、HDD（Hard Disk Drive）においても同様である。

一方、ASMOの場合には、回転制御方式として、内周と外周の回転数を変化させることで、全体の転送速度を一定とするZCLV（Zone Constant Linear Velocity）を採用しているため、3.5インチMOの場合のような問題は発生しないが、ゾーン間を跨がるア

クセスが生じた場合、回転数を変えるための制御時間が必要となり、これが処理性能を妨げる要因になっている。

本発明の第 1 の目的は、複数チャンネルのデータの記録／再生に伴う記録媒体へのアクセスをリアルタイムで処理する場合に、より
5 多くのチャンネルを効率良く処理するアクセス制御装置およびその方法を提供することである。また、本発明の第 2 の目的は、ランドとグループに記録する記録媒体において、複数チャンネルの同時記録・再生等を可能にすることである。

10 発明の開示

図 1 は、本発明のアクセス制御装置の原理図である。

本発明の第 1 の原理によれば、アクセス制御装置は、スケジューリング手段 1 1 および制御手段 1 2 を備え、記録媒体への複数のアクセス要求を処理する。

15 スケジューリング手段 1 1 は、データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定し、終了期限の早い順に複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定する。制御手段 1 2 は、実行スケジュールに従ってそれらのアクセス要求の実行を制御する。

例えば、同期転送の場合、データの転送レートは挿入されるダミー・パケットの割合に応じて刻々と変化する。スケジューリング手段 1 1 は、その時々
20 の転送レートに応じて動的に書き込み／読み出し処理の終了期限を決定し、終了期限の早い順に書き込み／読み出し処理を実行するようなスケジュールを設定する。そして、制御手段 1 2 は、設定されたスケジュールに従って、それらの書き込み／
25 読み出し処理の実行を制御する。

このようなアクセス制御装置によれば、実際の転送レートに従って終了期限が決定され、それに基づいて柔軟なスケジューリングが行われる。このため、統計多重化された可変レートの映像データをリアルタイムで記録／再生する場合でも、各チャンネルの転送レートに合わせたスケジューリングが行われ、より多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。

また、本発明の第2の原理によれば、アクセス制御装置は、制御手段12および決定手段13を備え、ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理する。

10 決定手段13は、記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、それらの書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定する。制御手段12は、各書き込み要求の書き込みデータを上記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行う。

15 決定手段13は、互いに近接する複数の書き込み位置を含む書き込み領域を決定し、制御手段12は、各書き込み要求の書き込みデータを、その書き込み領域内の複数の書き込み位置にシーケンシャルに書き込む制御を行う。これらの書き込み位置は、例えば、ディスク型記録媒体上に設けられたゾーン内の連続アドレスに対応する。

20 このようなアクセス制御装置によれば、複数チャンネルの映像データの同時書き込みが要求された場合でも、それらのチャンネルのデータがまとめてシーケンシャルに書き込まれ、書き込みの際のシーク待ちや回転待ちが大幅に削減される。これにより、処理が効率化され、より多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。

25 例えば、図1のスケジューリング手段11および決定手段13は、

後述する図 2 の M P U (マイクロプロセッサユニット) 3 1 に対応し、制御手段 1 2 は、M P U 3 1、L S I 3 2、ドライバ回路 3 3、およびバッファメモリ 3 4 に対応する。

また、本発明の第 3 の原理によれば、アクセス制御装置は、Z C
5 A V に基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置を前提とする。そして、前記記録媒体上のゾーンの転送速度が平均化されるように、前記記録媒体から複数ゾーンを選択する選択手段と、前記複数チャンネルのデータが、該選択された複数のゾーンに分散・記録されるように制
10 御する制御手段とを備える。前記選択手段は、例えば、外周ゾーンと内周ゾーンを対にして、複数のゾーンを選択する。

このようなアクセス制御装置によれば、記録媒体全体での転送速度(転送レート)が一定となるように複数のゾーンを交互にアクセスして、複数チャンネルのデータの同時記録の要求性能(総合要求
15 性能)に対応して、各チャンネルのデータを記録媒体に正しく記録することができる。

また、本発明の第 4 の原理によれば、アクセス制御装置は、Z C
A V に基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置を前提とし、該各チャンネル
20 のデータの記録要求性能の総和である総合要求性能以上の転送速度平均を持つ複数のゾーンを、前記記録媒体から選択する選択手段と、該選択された複数のゾーンに前記複数チャンネルのデータが分散・記録されるように制御する制御手段とを備える。

このようなアクセス制御装置によれば、各チャンネルのデータの
25 要求性能の総和(総合要求性能)に優るように複数のゾーンを選択

して、各チャンネルのデータを該複数のゾーンに分散・記録するので、複数チャンネルのデータを記録媒体に正しく記録することができる。

上記第 3 及び第 4 の原理のアクセス制御装置において、前記選択手段は、例えば、各ゾーン間のヘッドの移動時間を加味して、前記複数のゾーンを選択する。また、前記選択手段は、例えば、各ゾーン間のヘッドの移動時間に加え、前記複数チャンネル数も加味して、前記複数のゾーンを選択する。このようなゾーン選択により、より精密にゾーンを選択することが可能になる。

10 また、前記制御手段は、各チャンネルのデータとその記録ゾーンとが、1 対 1 に対応するように制御する。このことにより、各チャンネルのデータの再生を高速化でき、また、データ削除後の領域を効率的に利用できる。

また、前記制御手段は、該各チャンネルのデータがブロック単位
15 で該各ゾーンに交互に記録されるように制御する。また、さらに、前記制御手段は、各チャンネルのデータが、同一のゾーンに交互に記録されるように制御する。

また、本発明の第 5 の原理のアクセス制御装置によれば、上記第 3 及び第 4 の原理のアクセス制御装置において、更に、あるゾーン
20 から、そのゾーンに記録されているあるチャンネルのデータを削除する削除手段と、前記チャンネルのデータが削除された前記ゾーンの空き領域に、現在、最も外周のゾーンに記録されている別チャンネルのデータを移動するガーベジコレクション手段とを備える。

このようなアクセス制御装置によれば、転送速度の速い外周ゾーン
25 を、効率的に利用でき、高速なチャンネルの記録に、常時、対処

することが可能になる。

また、本発明の第 6 の原理のアクセス制御装置によれば、上記第 3 及び第 4 の原理のアクセス制御装置において、更に、あるチャンネルのデータの再生要求を受け付けた場合、そのチャンネルのデータが記録されているゾーンから再生データを連続して読みだす読みだし手段を備える。

このようなアクセス制御装置によれば、チャンネルデータの高速再生が可能になる。

また、本発明の第 7 の原理によれば、アクセス制御装置は、Z C L V に基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置を前提とし、複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、記録容量の多い外周ゾーンを優先的に選択する選択手段と、前記複数チャンネルのデータが、該選択されたゾーンに集中して記録されるように制御する制御手段とを備える。

このようなアクセス制御装置によれば、チャンネルデータの高速記録が可能になる。

また、本発明の第 8 の原理によれば、アクセス制御装置は、ランド・グループ方式で記録が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置を前提とし、複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、各チャンネルのデータが 1 対 1 対応で記録されるランドまたはグループを決定する決定手段と、前記各チャンネルのデータが、該決定された対応するランドまたはグループに沿って分散・記録されるように制御する制御手段とを備える。

前記記録媒体が所定セクタ数のランドとグループを有する論理ゾーンに分割される記録媒体である場合、前記制御手段は、例えば、各チャンネルのデータが、論理ゾーン単位で、ランドとグループに交互に分散・記録されるように制御する。

5 このようなアクセス制御装置によれば、各チャンネルのデータへのアクセス効率を向上できる。また、同時記録した一方のチャンネルのデータを削除する処理も高速化でき、該削除が同時記録した他方のチャンネルのデータのアクセスに及ぼす影響も少なくできる。また、ガーベジコレクションの実行回数も削減できる。

10 また、本発明の第9の原理によれば、アクセス制御装置は、上記第8の原理のアクセス制御装置において、更に、あるチャンネルのデータの削除要求を受け付けた場合、そのチャンネルのデータを、それが記録されているランドまたはグループから削除する削除手段と、該ランドまたは該グループと対になっている他のランドまたは
15 他のグループに記録されている別のチャンネルのデータを、空き領域のある論理ゾーンに移動させて再記録させるガーベジコレクション手段を備える。

 このようなアクセス制御装置によれば、チャンネルデータの削除を容易かつ高速にできると共に、不連続な空き領域を削減できる。

20 また、本発明の第10の原理によれば、アクセス制御装置は、上記第8及び第9の原理のアクセス制御装置において、更に、あるチャンネルのデータの再生要求を受け付けた場合、そのチャンネルのデータが記録されているランドまたはグループから再生データを連続して読みだす読みだし手段を備える。

25 このようなアクセス制御装置によれば、チャンネルの再生を高速

にできる。

図面の簡単な説明

- 図 1 は、従来のディスクスケジューリングを示す図である。
- 5 図 2 は、一定レートの転送データを示す図である。
- 図 3 は、可変レートの転送データを示す図である。
- 図 4 は、同期転送を示す図である。
- 図 5 は、A S M O の構成を示す図である。
- 図 6 は、A S M O における論理ゾーンの構成を示す図である。
- 10 図 7 は、A S M O における欠陥管理の操作方法を説明する図である。
- 図 8 は、A S M O におけるレンズ操作のみによるアクセス可能領域を説明する図である。
- 図 9 は、A S M O における W r i t e 操作を説明する図である。
- 15 図 10 は、A S M O における R e a d 操作を説明する図である。
- 図 11 は、本発明のアクセス制御装置の原理図である。
- 図 12 は、ストレージシステムの構成図である。
- 図 13 は、ディスクスケジューリングの原理フローチャートである。
- 20 図 14 は、第 1 のディスクスケジューリングを示す図である。
- 図 15 は、ディスクに記録されるデータのフォーマットを示す図である。
- 図 16 は、第 2 のディスクスケジューリングを示す図である。
- 図 17 は、スケジュールテーブルを示す図である。
- 25 図 18 は、書き込み処理のフローチャートである。

図 1 9 は、読み出し処理のフローチャートである。

図 2 0 は、書き込み／読み出し処理のフローチャートである。

図 2 1 は、第 1 の並べ替えアルゴリズムを示す図である。

図 2 2 は、第 2 の並べ替えアルゴリズムを示す図である。

5 図 2 3 は、第 1 のゾーン決定処理の原理フローチャートである。

図 2 4 は、第 2 のゾーン決定処理の原理フローチャートである。

図 2 5 は、複数ゾーンとその転送レートを示す図である。

図 2 6 は、チャンネル数に基づく書き込み処理を示す図である。

10 図 2 7 は、チャンネル数に基づく書き込み処理のフローチャートである。

図 2 8 は、ゾーン対を用いた書き込み処理のフローチャートである。

図 2 9 は、ゾーン対を用いた書き込み処理を示す図である。

図 3 0 は、制御プログラムの格納場所を示す図である。

15 図 3 1 は、A S M O を 3 つの論理ゾーンに分割した状態を示す図である。

図 3 2 は、図 3 1 に示す A S M O に 1 チャンネルのデータを記録する方法を示す図であり、(a) は論理ゾーン、(b) はグループ、(c) はランドに沿って記録する方法を示す図である。

20 図 3 3 は、図 3 1 に示す A S M O に 2 チャンネルのデータを記録する方法を示す図である。

図 3 4 は、図 3 1 に示す A S M O に 2 チャンネルのデータを同時記録した場合の、再生、削除、ガーベジコクション、及びガーベジコクション後の新たな 2 チャンネルの同時記録の方法を説明する図
25 であり、(a) は最初の 2 チャンネル同時記録、(b) は C h 2 の削

除、(c)はCh 1のガーベジコクション、(d)は該ガーベジコクション後のCh 3、4の2チャンネル同時記録の方法を示す図である。

図35は、本発明におけるランド・グループ方式の記録媒体に対する記録、再生、及び削除方法の原理を説明するフローチャートである。

図36は、ZCAV方式の回転制御方式のディスクのゾーン分割の構成及び転送レートを平均化するゾーン対の構成方法を示す図である。

図37は、図36のディスクに対する2チャンネルの同時記録に係わる処理の方法を示す図であり、(a)はCh 1、2の同時記録、Ch 2の削除、(b)はCh 1のガーベジコクション、(c)は該ガーベジコクション後のCh 3、4の同時記録を示す図である。図38は、内周と外周の転送速度を平均化してデータ記録を行う処理手順を示すフローチャートである。

図39は、ディスクの空きゾーンを選択するアルゴリズムを説明するフローチャート(その1)である。

図40は、ディスクの空きゾーンを選択するアルゴリズムを説明するフローチャート(その2)である。

図41は、ストリームを管理するテーブルの構成例を示す図である。

図42は、ディスクの空きゾーンを管理するテーブルの構成例を示す図である。

図43は、図36のディスクの各ゾーンの構成を示す図である。

図44は、図39及び図40のフローチャートの処理におけるス

トリー管理テーブル及び空きゾーン管理テーブルの格納リストの状態遷移を示す図である。

図 4 5 は、図 4 3 のゾーン構成のディスクの初期状態を示す図である。

- 5 図 4 6 は、図 4 3 のゾーン構成のディスクに、図 3 9 及び図 4 0 のフローチャートに示す処理を実行した場合の、該ディスクのストリームデータの記録形態の遷移を示す図（その 1）である。

- 10 図 4 7 は、図 4 3 のゾーン構成のディスクに、図 3 9 及び図 4 0 のフローチャートに示す処理を実行した場合の、該ディスクのストリームデータの記録形態の遷移を示す図（その 2）である。

図 4 8 は、図 4 3 のゾーン構成のディスクに、図 3 9 及び図 4 0 のフローチャートに示す処理を実行した場合の、該ディスクのストリームデータの記録形態の遷移を示す図（その 3）である。

- 15 図 4 9 は、図 4 3 のゾーン構成のディスクに、図 3 9 及び図 4 0 のフローチャートに示す処理を実行した場合の、該ディスクのストリームデータの記録形態の遷移を示す図（その 4）である。

図 5 0 は、図 4 3 のゾーン構成のディスクに、図 3 9 及び図 4 0 のフローチャートに示す処理を実行した場合の、該ディスクのストリームデータの記録形態の遷移を示す図（その 5）である。

- 20 図 5 1 は、図 4 3 のゾーン構成のディスクに、図 3 9 及び図 4 0 のフローチャートに示す処理を実行した場合の、該ディスクのストリームデータの記録形態の遷移を示す図（その 6）である。

- 25 図 5 2 は、6 つのゾーンに分割された Z C A V 方式の回転制御方式のディスクの各ゾーンのバイト数／トラック、及び転送レートを示す図である。

図 5 3 は、図 5 2 に示すゾーン構成のディスクに、アクセス時間及びチャンネル数を考慮しないで 2 チャンネルの同時記録を行う方法を説明する図であり、(a) はゾーン 1 とゾーン 2 に分散・記録する例、(b) はゾーン 1 のみに分散・記録する例、(c) はゾーン 2 とゾーン 6 に分散・記録する例である。

図 5 4 は、図 5 2 に示すゾーン構成のディスクに、アクセス時間を考慮しないで 2 チャンネルの同時記録を行う方法を説明する図であり、(a) はゾーン 2 とゾーン 3 に分散・記録する例、(b) はゾーン 1 のみに分散・記録する例、(c) はゾーン 5 とゾーン 6 に分散・記録する例である。

図 5 5 は、図 5 2 に示すゾーン構成のディスクに、アクセス時間及びチャンネル数を考慮して、2 チャンネルの同時記録を行う方法を説明する図であり、(a) はゾーン 2 とゾーン 3 に分散・記録する例、(b) はゾーン 1 とゾーン 2 に分散・記録する例、(c) はゾーン 5 とゾーン 6 に分散・記録する例である。

図 5 6 は、総合要求性能に対して総合保持性能が優るように複数ゾーンを選択して複数チャンネルの同時記録を行うアルゴリズムを示すフローチャート（その 1）である。

図 5 7 は、総合要求性能に対して総合保持性能が優るように複数ゾーンを選択して複数チャンネルの同時記録を行うアルゴリズムを示すフローチャート（その 2）である。

図 5 8 は、総合要求性能に対して総合保持性能が優るように複数ゾーンを選択して複数チャンネルの同時記録を行うアルゴリズムを示すフローチャート（その 3）である。

図 5 9 は、総合要求性能に対して総合保持性能が優るように複数

ゾーンを選択して複数チャンネルの同時記録を行うアルゴリズムを示すフローチャート（その４）である。

図６０は、ＺＣＬＶの回転制御方式のディスクに複数チャンネルのデータを同時記録するアルゴリズムを示すフローチャートである。

5

発明を実施するための最良の実施形態

図１１は、本発明のアクセス制御装置の原理図である。

本発明の第１の原理によれば、アクセス制御装置は、スケジューリング手段４１および制御手段４２を備え、記録媒体への複数のアクセス要求を処理する。

10

スケジューリング手段４１は、データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定し、終了期限の早い順に複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定する。制御手段４２は、実行スケジュールに従ってそれらのアクセス要求の実行を制御する。

例えば、同期転送の場合、データの転送レートは挿入されるダミー・パケットの割合に応じて刻々と変化する。スケジューリング手段４１は、その時々々の転送レートに応じて動的に書き込み／読み出し処理の終了期限を決定し、終了期限の早い順に書き込み／読み出し処理を実行するようなスケジュールを設定する。そして、制御手段４２は、設定されたスケジュールに従って、それらの書き込み／読み出し処理の実行を制御する。

15

20

このようなアクセス制御装置によれば、実際の転送レートに従って終了期限が決定され、それに基づいて柔軟なスケジューリングが行われる。このため、統計多重化された可変レートの映像データをリアルタイムで記録／再生する場合でも、各チャンネルの転送レート

25

に合わせたスケジューリングが行われ、より多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。

また、本発明の第2の原理によれば、アクセス制御装置は、制御手段42および決定手段43を備え、ディスク型記録媒体への複数の
5 のアクセス要求を処理する。

決定手段43は、記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、それらの書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定する。制御手段42は、各書き込み要求の書き込みデータを上記書き込み領域にシーケン
10 シャルに書き込む制御を行う。

決定手段43は、互いに近接する複数の書き込み位置を含む書き込み領域を決定し、制御手段42は、各書き込み要求の書き込みデータを、その書き込み領域内の複数の書き込み位置にシーケンシャルに書き込む制御を行う。これらの書き込み位置は、例えば、ディ
15 スク型記録媒体上に設けられたゾーン内の連続アドレスに対応する。

このようなアクセス制御装置によれば、複数チャンネルの映像データの同時書き込みが要求された場合でも、それらのチャンネルのデータがまとめてシーケンシャルに書き込まれ、書き込みの際のシーク待ちや回転待ちが大幅に削減される。これにより、処理が効率化され、より多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。 例えば、図
20 11のスケジューリング手段41および決定手段43は、後述する図12のMPU（マイクロプロセッサユニット）61に対応し、制御手段42は、MPU61、LSI62、ドライバ回路63、およびバッファメモリ64に対応する。

25 以下、図面を参照しながら、本発明の実施の形態を詳細に説明す

る。

本発明においては、受け取った転送パケットからダミー・パケットを省き、有効なデータを一定のブロック単位でバッファメモリに一時蓄積する。このとき、ダミー・パケットが多いほど、有効なデータを蓄積するために多くの時間がかかることになる。そして、各

5 各チャンネルの蓄積時間に対応して終了期限を随時設定し、その終了期限に従ってスケジューリングを行う。

このように、実際の転送レートに依存する蓄積時間に応じて終了期限を柔軟に設定することで、スケジューリングの時間制約が穏やかにになり、より多数のチャンネル、またはより高速なチャンネルを処理

10 できるようになる。

また、より厳しい条件（特に、より多数のチャンネル、またはより高速なチャンネル）で書き込みが同時に起こる場合、より転送能力のあるディスクの外周ゾーンをアクセスポイントとして、データを集中的に（時系列で連続的に）書き込むようにスケジューリングする。

15 これにより、転送レートとシーク待ちの両方の時間制約が軽減され、より多数のチャンネルまたはより高速なチャンネルを処理できるようになる。

図 1 2 は、本発明の実施形態のアクセス制御装置を含むストレージシステムの構成図である。図 1 2 のストレージシステムは、ストレージデバイス 5 1、S T B 5 2、およびデジタル T V 5 3 を備え、これらの各装置は I E E E 1 3 9 4 回線 5 4 により互いに接続されている。S T B 5 2 は、例えば、外部のネットワークから M P E G の映像データを受信し、それを同期転送によりストレージデバイス

20 5 1 に転送する。そして、デジタル T V 5 3 は、ストレージデバイ

25

ス 2 5 に格納された映像データを読み出して、画面に表示する。

ストレージデバイス 5 1 において、ディスクアクセスの制御を行う回路は、ディスクアクセス制御用 M P U 6 1 (マイクロプロセッサユニット)、I E E E 1 3 9 4 L S I 6 2、ディスクドライバ 6 3、およびバッファメモリ 6 4 を含み、これらの各装置はバス 6 5 により互いに接続されている。

L S I 6 2 は、回線 6 4 とストレージデバイス 5 1 の間の通信インタフェースとして動作する。バッファメモリ 6 4 は、例えば、6 4 キロバイト (K B) の容量を有する 1 6 個の単位ブロックから構成され、回線 6 4 を介して送られてきた映像データまたは回線 5 4 へ送り出す映像データを一時的に蓄積する。

M P U 6 1 は、回線 5 4 から入力される R e a d / W r i t e 命令を受け、ディスクスケジューリングのアルゴリズムに従って、ディスク 6 6 のアクセス実行順序と読み出し／書き込み場所を決定する。そして、その順序に従って、ディスク 6 6 を搭載したディスクドライブ (不図示) に、ドライバ回路 6 3 を介してアクセスする。

図 1 3 は、M P U 6 1 によるディスクスケジューリングの原理を説明するフローチャートである。M P U 6 1 は、まず、複数チャネルの R e a d / W r i t e のリアルタイム命令に従って、バッファメモリ 6 4 の、一定容量の単位ブロックにデータを一時蓄積する (ステップ S 1)。単位ブロックのサイズは、通常、ディスクのトラックサイズに対応して決められ、6 4 K B 程度に設定される。

次に、バッファメモリ 6 4 の単位ブロックにデータを一時蓄積するのに要した時間に応じて、各チャネルの終了期限を決定する (ステップ S 2)。書き込みデータの一時蓄積の際には、受け取った転

送パケットのうち、データ・ブロック・パケットのデータのみを蓄積し、ダミー・パケットは廃棄する。このため、ダミー・パケットの出現頻度に応じて処理時間が異なり、転送レートは可変になる。次に、複数チャネルの中の最大転送レートに対応する周期毎に、SCAN-EDFに基づいてスケジューリングを行う（ステップS3）。

最大転送レートは、ダミー・パケットなしでデータ・ブロック・パケットを連続転送した場合のレートに相当し、このとき、単位ブロック当たりのデータ転送時間は最短となる。ここで、すべてのチャネルが最大転送レートでデータを転送する場合を考えると、最短のデータ転送時間毎に新たな終了期限が決定されることになる。そこで、このような場合のスケジューリングミスを防ぐため、単位ブロック当たりの最短のデータ転送時間を周期として、定期的にスケジューリングを行う。

ここでは、SCAN-EDFのアルゴリズムに基づいて、終了期限が迫っている処理を優先的にスケジューリングする。また、同じ終了期限の処理が複数ある場合には、シーク距離が短いチャネルを優先する。このように、ステップS2で決めた終了期限をSCAN-EDFに適用することで、実際の処理状況に合わせて時間制約がより穏やかになる。

図14は、このようなディスクスケジューリングの例を示している。ここでは、4つのチャネルCh1、Ch2、Ch3、およびCh4のうち、Ch1、Ch2、およびCh3の3つのチャネルではWrite処理が行われ、Ch4ではRead処理が行われている。

パケットWは、書き込みデータを含むデータ・ブロック・パケッ

トを表し、パケット R は、読み出しデータを含むデータ・ブロック・パケットを表し、パケット D は、ダミー・パケットを表す。また、バッファメモリ 64 内では、各チャネルにそれぞれ 3 つの単位ブロック 64 a が割り当てられている。

5 W r i t e 処理においては、ダミー・パケット D を除く有効パケット W のデータが、バッファメモリ 64 の 1 つの単位ブロック 64 a に一時蓄積される。このとき、単位ブロック分のデータをバッファメモリ 64 に書き込むのに要した時間により、各チャネルの終了期限が設定される。

10 そして、「最大転送レート」、「終了期限情報」、および「有効パケットとダミー・パケットの種別を時系列的に示したバイナリデータ」が、「有効データ」と共にディスク 66 に記録される。これらのデータは、バッファメモリ 64 を介して、図 15 に示すようなフォーマットでディスク 66 に記録される。最大転送レートは、例え
15 ば、1 パケット当たりの有効データのバイト数で表される。

また、終了期限情報としては、例えば、単位ブロック分のデータの一時蓄積に要した時間を記録してもよく、その間に受け取った有効パケットとダミー・パケットの数の合計を記録してもよい。図 15 では、後者の終了期限情報が用いられている。また、図 15 のバイナリデータとしては、有効パケットを論理“1”で表し、ダミー・パケットを論理“0”で表したバイナリシーケンスが用いられている。
20 る。

これらの終了期限情報とバイナリデータは、有効データの R e a d 処理において利用される。このとき、記録されている終了期限情報を利用して R e a d 処理の終了期限が決定されるとともに、対応
25 報

するバイナリデータに従ってダミー・パケットが挿入される。

これにより、TV 53のようなディスク66に対するデータのRead処理を要求した受け取り側においても、STB 52から直接映像データを受け取る場合と同様のシーケンスで、LSI 52を介して同期転送パケットを受け取ることができる。したがって、受け取り側のバッファメモリを必要以上に増やすことなく、リアルタイムの同期転送が可能になる。

あるいは、受け取り側で非同期(Asynchronous)転送が可能であれば、ダミー・パケットを挿入せずに有効パケットのみを送出してもよい。この場合、転送データは既にディスク66に格納されているので、受け取り側のペースで転送保証を行いながら、IEEE 1394のもう1つの転送モードである非同期転送によりREAD処理を実行することができる。

ところで、図4に示したトランスポート・パケット3は192バイトの有効データを含んでおり、バッファメモリ64の単位ブロックサイズとしてディスクトラックレベルの64KB程度を採用した場合、約340個のパケット3に相当するデータがバッファメモリ64の単位ブロックに蓄積される。したがって、パケット3から2つのデータ・ブロック・パケット4を生成した場合、約680個のデータ・ブロック・パケット4が一時蓄積されるのに要する時間から終了期限が決定される。

図14のスケジューリングの例では、説明を簡単にするため、バッファメモリ64の単位ブロック64aの容量を有効パケット4個分とし、4つの有効パケットが蓄積されるのに要した時間から終了期限が決定されるものとしている。ここで、#1～#10の各矢印

は、4つの有効パケットに対応するRead/Write処理を表し、矢印の番号は、スケジューリングされた処理の実行順序を表す。また、矢印の元は終了期限の決定タイミングを表し、矢印の先は決定された終了期限を表す。このスケジューリングの概要は、次のようになる。

#1: Ch4で4パケット分の有効データがディスク66から読み出され、バッファメモリ64に一時蓄積される。このとき、図15に示した他の情報も有効データと共に蓄積される。

10 #2: 読みだした終了期限情報に従ってRead処理の終了期限が決定され、読みだしたバイナリデータ“1010101”に従って、蓄積された有効データがバッファメモリ64から同期転送で送り出される。このとき、バイナリデータの論理“1”に対応して有効パケットRが送り出され、論理“0”に対応してダミー・パケット

15 トDが送り出される。それと同時に、次の4パケット分の有効データがディスク66から読み出され、バッファメモリ64に一時蓄積される。

#3: #2の処理の間に、まず、Ch1とCh3で、4つの有効パケットWのデータのバッファメモリ64への一時蓄積が完了し、

20 その一時蓄積時間から終了期限が決定される。このとき、図15に示した他の情報も有効データと共に蓄積される。

ここでは、Ch1とCh3で、共に、4つの有効パケットWが連続して送られてきたため、それらのバイナリデータは共に“1111”となる。また、終了期限は上記4有効パケット分の転送時間に基づいて決められるため、Ch1とCh3の終了期限は同じ時刻と

25

なる。そこで、現在のディスクヘッドの位置H 0が参照され、その位置により近い（シーク距離がより短い）アドレスポイントを持つC h 1のW r i t e 処理が優先的にスケジューリングされる。

5 # 4 : 次に、C h 1と同じ終了期限を持つC h 3のW r i t e 処理がスケジューリングされる。

5 : 次に、C h 2で4つの有効パケットWのデータの一時蓄積が完了し、終了期限が決定される。ここでは、4つの有効パケットWの間に2つのダミー・パケットDが送られてきたため、バイナリデータは“1 0 1 1 0 1”となり、終了期限は6パケット分の転送
10 時間に基づいて決定される。

以下同様にして、各チャネルのR e a d / W r i t e 処理が終了期限の早い順にスケジューリングされる。この結果、# 6はC h 3、# 7はC h 4、# 8はC h 1、# 9はC h 3、# 1 0はC h 2となる。

15

このように、処理の実行順序は、バッファメモリ6 4への一時蓄積の終了順ではなく、一時蓄積に要した時間から決定された終了期限の早い順に設定される。したがって、複数のW r i t e 処理をスケジューリングする際、必ずしも一時蓄積が終了した順にディスク
20 6 6がアクセスされとは限らない。

また、図1 4の例では、各チャネル毎に単位ブロック3個分のバッファ領域6 4 aを持ち、終了期限の変動に応じて、ディスク6 6との間の転送に2ブロック分を利用し、L S I 6 2との間の転送に1ブロック分を利用している。このように、バッファメモリ6 4の
25 容量は限られているため、終了期限にも上限を設けておく必要があ

る。

この例では、一時蓄積に要する時間は4～8パケットの転送時間の範囲である。そこで、最も長い8パケットの転送時間に基づいて終了期限が設定された直後に、最大転送レートでデータがバッファメモリ64に入力された場合を考えてみる。この場合、既に蓄積されている1ブロック分のデータがディスク66に書き込まれる間に、2ブロック分のデータがバッファメモリ64に蓄積されることになる。したがって、各チャンネル毎に少なくとも3ブロック分のバッファ領域が必要であり、終了期限は8パケットの転送時間内に設定される必要がある。

言い換えれば、終了期限の上限は、バッファメモリ64の利用可能な領域に最大転送レートで有効データを蓄積するのに要する蓄積時間により決定される。ここでは、この蓄積時間は、最大転送レートの半分の転送レートの場合の単位ブロック当たりの一時蓄積時間（8パケットの転送時間）に一致しており、転送レートはそれより小さくならないものと仮定している。

また、終了期限情報として有効パケットおよびダミー・パケットの数の合計を用いた場合、これを時間または時刻へ変換することは容易である。ここでは、終了期限情報の範囲は4～8パケットであり、IEEE1394における1パケットの転送時間は125μsである。したがって、4～8パケットを転送時間に換算すると、500μs～1msとなり、終了期限は、開始時刻から500μs～1ms経過した時刻となる。開始時刻としては、バッファメモリ64への一時蓄積が完了した時刻が用いられる。

次に、図16は、同期転送パケットにダミー・パケットが含まれ

ない場合のディスクスケジューリングの例を示している。この場合は、ダミー・パケットがないため、各チャネルの処理の開始時刻および転送レートが同じであれば、それらの処理の終了期限は同じになる。そこで、SCAN-EDFのアルゴリズムに基づき、終了期限が同じ2つ以上の処理については、シーク方向が同じでシーク距離の短い順に実行順序が設定される。

図16の例では、Ch4の2回のRead処理(#1および#2)から始まって、Ch2のWrite処理(#3)に移り、シーク方向を変えてCh4(#4)、Ch3(#5)、Ch1(#6)の順に
10 処理されるようなスケジュールが設定される。その後、#7はCh1、#8はCh3、#9はCh4、#10および#11はCh2、#12はCh4、#13はCh3、#14はCh1となる。

次に、図17から図22までを参照しながら、MPU51によるスケジューリング処理について詳細に説明する。MPU51は、実行
15 予定の各チャネルの処理を登録したスケジュールテーブル（不図示）を保持しており、このテーブルを用いてディスクアクセスのスケジューリングを行う。

図17は、Nチャネルを対象に2N個（各チャネル当たり2個）の処理命令を受け付ける場合のスケジュールテーブルを示している。
20 図17のスケジュールテーブル70の各要素Order(I) (I = 1, 2, ..., 2N) は、終了期限T、Read/Write処理の識別情報R/W、チャネル番号C、およびディスク66上のブロックアドレスAを含み、実行予定の1つのRead/Write処理を表している。同図は、スケジュールテーブル70にm個の要素
25 が登録された状態を示しており、それらのm個の要素は終了期限T

の早い順に並べられている。

また、Order (1) に含まれる各データの添え字 i は、対応する処理の対象となるチャンネルの番号を表し、 $C_i = i$ である。Order (m-1)、Order (m) に含まれる各データの添え字 j 、 k についても同様である。また、 W_i は Write 処理を、 R_j 、 R_k は Read 処理を示す。

図 18 は、Write 処理のスケジューリングおよび実行のフローチャートである。同図のフローチャートで使用されている変数 m は、スケジュールテーブル 70 に登録されている要素 Order (1) の個数を示す。

MPU 51 は、まず、いずれかのチャンネル k で単位ブロック分の書き込みデータがバッファメモリ 64 に一時蓄積されたかどうかを判定する (ステップ S11)。一時蓄積が終了していなければステップ S11 の判定を繰り返す。

チャンネル k で一時蓄積が終了すると、次に、その一時蓄積に要した時間に従ってチャンネル k の Write 処理の終了期限 T_k を算出する (ステップ S12)。一時蓄積時間は、チャンネル k の転送レートによって異なるため、終了期限 T_k もそれによって異なってくる。

チャンネル k の転送レートは、ダミー・パケットの割合によって変化するが、単位ブロック 2 個分のデータを転送する間には大きく変化しないと考えられる。したがって、次の単位ブロック分のデータの一時蓄積時間も同じ程度であり、既に蓄積されたデータをこの時間内にディスク 66 に書き込めばよいことになる。そこで、例えば、タイマから取得した現時刻に一時蓄積時間を加算して、終了期限 T_k を算出する。

次に、未処理の m 個のWrite処理を終了期限の早い順に並べたスケジュールテーブル70の最下位に、チャンネル k のWrite処理を登録する(ステップS13)。すなわち、変数 m の値を“1”インクリメントした後、Order(m)に T_k を登録する。この
5 とき、Order(m)には、同時に、 W_k 、 C_k 、および A_k も登録される。

次に、登録されたOrder(m)を含めて、 m 個の要素の終了期限 T を比較し、早い順に要素を並べ替えて(ステップS14)、ステップS11に戻り、ステップS11以降の処理を繰り返す。ス
10 テップS11～ステップS14の処理は、あるチャンネルの単位ブロックのデータがバッファメモリ64に蓄積される毎に、スケジュールテーブル70に新たな要素を追加して、スケジュールテーブル70に登録された要素を終了期限の早いものから順に、ソートする処理である。これにより、スケジュールテーブル70には、常に、
15 終了期限の早いものから順に、要素Order(1)、Order(2)、... が登録される。

ステップS11～S14の処理と並行して、ステップS15～ステップS17のループ処理が、MPU51により実行される。

このループ処理において、まず、 $m=0$ かどうかを判定する(ステップS15)。この判定は、スケジュールテーブル70に要素Order(1)が登録されているか判断する処理である。
20

$m=0$ でなければ、未処理のWrite処理が残っていると判断し、スケジュールテーブル70を参照して、その先頭要素Order(1)に登録されたWrite処理の実行をドライバ回路63に
25 指示する(ステップS16)。これにより、ドライバ回路63は、

バッファメモリ 64 に蓄積された *Order* (1) に登録されたチャンネル *i* のデータを、ディスク 66 上のアドレス *A i* の位置に書き込む。

次に、MPU 61 は、スケジュールテーブル 70 において、登録
5 されている *Order* (2) 以下の要素の番号を 1 つずつ繰り上げる (ステップ S 17)。ここでは、 $I = 2, 3, \dots, m$ について、 $Order(I-1) = Order(I)$ の置き換えを実行し、変数 *m* の値を “1” デクリメントする。そして、ステップ S 15 以降の処理を繰り返す。

10 ステップ S 15 において $m = 0$ であれば、*Write* 処理はすべて終了していると判断し、ステップ S 11 に移行する。

また、図 19 は、*Read* 処理のスケジューリングおよび実行を説明するフローチャートである。各チャンネルではバッファメモリ 64 の単位ブロック 2 個分のデータがドライバ回路 63 によりディスク 66 から先読みされ、バッファメモリ 64 に一時蓄積される (ス
15 テップ S 21)。今、チャンネル *k* で最初のブロックのデータがバッファメモリ 64 から LSI 62 へ転送中であり、次のブロックのデータは先読みが終了したとする。

この時、MPU 61 は、まず、いずれかのチャンネルで単位ブロッ
20 ク分の読み出しデータがバッファメモリ 64 から送り出されたかどうかを判定する (ステップ S 22)。送り出しが終了していなければステップ S 22 の判定を繰り返す。

そして、ステップ S 22 で、チャンネル *k* のデータの送り出しが終了したと判定すると、既に、先読みされているチャンネル *k* の次のブ
25 ロックのデータの終了期限情報に従って、チャンネル *k* の *Read* 処

理の終了期限 T_k を算出する（ステップ S 2 3）。

ディスク 6 6 から読み出されたバイナリデータに従って読み出しデータを転送する場合、転送時間は、書き込み時のバッファメモリ 6 4 での一時蓄積時間を表す終了期限情報によって決まってくる。

- 5 そこで、例えば、タイマから取得した現時刻に終了期限情報に対応する時間を加算して、終了期限 T_k を算出する。ドライバ回路 6 3 は、この終了期限 T_k までに、次の単位ブロック分のデータをディスク 6 6 から先読みすればよい。

- 次に、図 1 8 のステップ S 1 3 と同様にして、未処理の m 個の R e a d 処理を含むスケジュールテーブル 7 0 の最下位に、チャンネル k の R e a d 処理を登録する（ステップ S 2 4）。そして、図 8 のステップ S 1 4 と同様にして、 m 個の要素を終了期限の早い順に並べ替えて（ステップ S 2 5）、ステップ S 2 2 ~ S 2 5 の処理を繰り返す。

- 15 M P U 6 1 は、ステップ S 2 2 ~ S 2 5 のループ処理と並行して、ステップ S 2 6 ~ S 2 8 のループ処理を実行する。

すなわち、まず、 $m = 0$ かどうかを判定する（ステップ S 2 6）。

- $m = 0$ でなければ、未処理の R e a d 処理が残っていると判断し、スケジュールテーブル 7 0 を参照して、先頭要素 O r d e r (1)
20 に登録された R e a d 処理の実行をドライバ回路 6 3 に指示する（ステップ S 2 7）。そして、ドライバ回路 6 3 は、ディスク 6 6 上のアドレス A_i の位置からチャンネル i のデータを読み出し、バッファメモリ 6 4 に格納する。

- 次に、M P U 6 1 は、図 1 8 のステップ S 1 7 と同様にして、スケジュールテーブル 7 0 において O r d e r (2) 以下の要素の番
25

号を1つずつ繰り上げ（ステップS 2 8）、再び、ステップS 2 6以降の処理を繰り返す。そして、ステップS 2 6において $m=0$ であれば、R e a d 処理はすべて終了していると判断し、ステップS 2 2に移行する。

5 また、W r i t e 処理とR e a d 処理が混在する場合は、図2 0に示すような処理が行われる。M P U 3 1は、まず、いずれかのチャンネルでバッファメモリ6 4へのアクセスが終了したかどうかを判定する（ステップS 3 1）。アクセスが終了していなければステップS 3 1の判定を繰り返す。

10 そして、ステップS 3 1において、チャンネルkのバッファメモリ6 4へのアクセスが終了したと判定すると、次に、終了したアクセスの種類がW r i t e 処理に伴う一時蓄積とR e a d 処理に伴う送り出しのいずれであるかを判定する（ステップS 3 2）。アクセスが一時蓄積であれば、図1 8のステップS 1 2と同様にして、一時蓄積時間から終了期限 T_k を算出する（ステップS 3 3）。一方、
15 アクセスが送り出しであれば、図1 9のステップS 2 3と同様にして、次のブロックのデータの終了期限情報から終了期限 T_k を算出する（ステップS 3 4）。次に、図1 8のステップS 1 3と同様にして、スケジュールテーブル7 0の最下位にチャンネルkの処理を
20 登録する（ステップS 3 5）。このとき、W r i t e 処理の場合は W_k が登録され、R e a d 処理の場合は R_k が登録される。

次に、図1 8のステップS 1 4と同様にして、スケジュールテーブル7 0の要素を並べ替え（ステップS 3 6）、ステップS 3 1～S 3 6のループ処理を繰り返す。また、上記ループ処理と並行して、
25 ステップS 3 7～S 4 1のループ処理を実行する。すなわち、まず、

$m = 0$ かどうかを判定する (ステップ S 3 7)。

$m = 0$ でなければ、スケジュールテーブル 7 0 を参照して、先頭要素 $O r d e r (1)$ に登録された処理の種類をチェックする (ステップ S 3 8)。そして、「W」が登録されていれば、 $W r i t e$ 処理の実行をドライバ回路 6 3 に指示し (ステップ S 3 9)、「R」が登録されていれば、 $R e a d$ 処理の実行をドライバ回路 6 3 に指示する (ステップ S 4 0)。

次に、図 1 8 のステップ S 1 7 と同様にして、スケジュールテーブル 7 0 において $O r d e r (2)$ 以下の要素の番号を 1 つずつ繰り上げ (ステップ S 4 1)、ステップ S 3 7 に戻る。そして、ステップ S 3 7 において $m = 0$ であれば、 $R e a d / W r i t e$ 処理はすべて終了していると判断し、ステップ S 3 1 に移行する。

ところで、図 1 8 のステップ S 1 4、図 1 9 のステップ S 2 5、および図 2 0 のステップ S 3 6 においてスケジュールテーブル 7 0 の要素を並べ替える場合、終了期限 T の比較方法に応じていくつかのアルゴリズムが考えられる。

例えば、図 1 7 において新たに登録された要素を 1 つ上の順位の要素と比較するアルゴリズムは、図 2 1 のようになる。このアルゴリズムでは、 $M P U 6 1$ は、まず、新たに登録された $O r d e r (m)$ の終了期限 $T_k (m)$ を $O r d e r (m - 1)$ の終了期限 $T_j (m - 1)$ と比較し、 $T_k (m) > T_j (m - 1)$ であれば、並べ替えを終了する。

また、 $T_k (m) = T_j (m - 1)$ であれば、現在のヘッ드의ブロックアドレス A_h 、 $O r d e r (m)$ のブロックアドレス $A_k (m)$ 、および $O r d e r (m - 1)$ のブロックアドレス $A_j (m - 1)$ の

関係をチェックする。そして、 $A_k(m) - A_h > A_j(m-1) - A_h$ であれば、 $Order(m)$ の方が $Order(m-1)$ よりもヘッドのシーク時間が長くなると判断して、並べ替えを終了する。

- 5 $\{T_k(m) = T_j(m-1) \text{ かつ } A_k(m) - A_h \leq A_j(m-1) - A_h\}$ 、または $T_k(m) < T_j(m-1)$ であれば、 $Order(m)$ と $Order(m-1)$ を入れ替える。そして、 m の値を “1” デクリメントして、同様の処理を繰り返す。

- 10 多くの場合、新たに登録された処理の終了期限は既に登録されている処理のそれよりも遅いことが期待できるので、このようなアルゴリズムによれば、並べ替え処理の時間が最小限に押さえられる。

- また、図 17 において新たに登録された要素を、二分探索手法を用いてスケジュールテーブル 70 に登録するアルゴリズムは、図 22 のようになる。このアルゴリズムでは、MPU 61 は、まず、 $Order(m)$ の終了期限 $T_k(m)$ を $Order(m/2)$ の終了期限 $T_j(m/2)$ と比較する。
- 15

- そして、 $T_k(m) > T_j(m/2)$ であれば、次に、 $Order(m/2)$ と $Order(m)$ の間のさらに半分の順位の要素 $Order(3m/4)$ を比較対象とし、 $T_k(m)$ を $T_j(3m/4)$ と比較する。一方、 $T_k(m) < T_j(m/2)$ であれば、次に、 $T_k(m)$ を $T_j(m/4)$ と比較する。
- 20

- このような比較処理を繰り返して、 $T_k(m)$ が属する範囲を徐々に絞り込んでいき、最後に確定した順位に $Order(m)$ を挿入する。これにより、2 のべき乗程度の回数で比較が終了し、並べ替えが比較的短時間で終了する。
- 25

次に、図 2 3 から図 2 9 までを参照しながら、複数のチャンネルでリアルタイムの書き込み要求が発生した場合に、ディスク 6 6 上の適切な書き込み領域を割り当てるスケジューリング方法について説明する。

- 5 前述したように、通常、ディスク 6 6 には 1 つ以上のトラックからなる複数のゾーンが設けられている。Z C A V 方式の場合、外周のゾーンの記憶容量は内周のゾーンのそれよりも大きいため、外周のゾーンの転送レートは内周のゾーンのそれよりも大きくなる。そこで、このようなゾーンによる転送レートの違いを考慮し、状況に
10 応じて書き込み対象のゾーンを動的に変更することにする。

- 図 2 3 は、リアルタイムの複数の書き込み要求に対して、W r i t e 処理の数に応じてゾーンを決定する処理の第 1 の原理を説明するフローチャートである。M P U 6 1 は、まず、複数チャンネルの R e a d / W r i t e のリアルタイム命令に従い、一定のブロック単位
15 位でデータをバッファメモリ 6 4 に一時蓄積する（ステップ S 5 1）。上述したように、単位ブロックのサイズは、通常、6 4 K B 程度である。

- 次に、リアルタイムの W r i t e 命令の実行数が増えた場合には、その実行数に従ってディスク 6 6 上の書き込みゾーンをより外周に変更し（ステップ S 5 2）、W r i t e 命令の実行数が減った場合
20 には、その実行数に従って書き込みゾーンをより内周に変更する（ステップ S 5 3）。

- この方法では、W r i t e 命令の実行数とゾーンとがあらかじめ対応付けられており、同時に実行する W r i t e 処理の数に応じて
25 書き込みゾーンを移動することで、転送レートの最適化が図られる。

例えば、M P U 6 1 は、ステップ S 5 2 においては、書き込みアドレスを実行数に対応する、より外周のゾーンに移動し、ステップ S 5 3 においては、書き込みアドレスを実行数に対応する、より内周のゾーンに移動する。このように、W r i t e 処理の数が増えた
5 場合に、より転送レートの高い外周のゾーンを利用することで、処理効率が向上する。

また、図 2 4 は、リアルタイムの複数の書き込み要求に対して、W r i t e 処理の転送レートに応じてゾーンを決定する処理の第 2 の原理を説明するフローチャートである。M P U 6 1 は、まず、複
10 数チャンネルの R e a d / W r i t e のリアルタイム命令に従い、一定のブロック単位でデータをバッファメモリ 6 4 に一時蓄積する（ステップ S 6 1）。

次に、リアルタイムの W r i t e 命令の実行数が増えた場合には、それらの命令の実行レートの合計に従ってディスク 3 6 上の書き込み
15 ゾーンをより外周に変更し（ステップ S 6 2）、W r i t e 命令の実行数が減った場合には、それらの命令の実行レートの合計に従って書き込みゾーンをより内周に変更する（ステップ S 6 3）。

この方法では、複数の W r i t e 命令が要求する転送レートの総和と各ゾーンの転送レートとの関係を考慮してゾーンを移動すること
20 とで、図 2 3 の方法よりさらに綿密な最適化が図られる。

M P U 6 1 は、ステップ S 6 2 においては、例えば、複数の W r i t e 命令が要求する転送レートの総和が現在のヘッド位置に対応するゾーンの基準転送レートを上回るならば、書き込みアドレスをより外周のゾーンに移動する。

25 また、ステップ S 6 3 においては、例えば、転送レートの総和が

現在のゾーンの基準転送レートを下回り、かつ、より内周のゾーンの基準転送レートがその総和を上回るならば、書き込みアドレスをそれより内周のゾーンに移動する。このように、複数の Write 命令が要求する転送レートの総和に応じて、より最適なゾーン領域
5 に移動することで、ディスク 66 を効率的に使用して、ディスク 66 へのアクセス効率を向上することができる。

図 25 は、ディスク 66 上の複数のゾーンと各ゾーンの転送レートの例を示している。ディスク 36 は、6 つのゾーン Z1 ~ Z6 に分割され、ゾーン Z1、Z2、Z3、Z4、Z5、Z6 の容量は、
10 それぞれ、1トラック当たり 92KB（キロバイト）、100KB、108KB、116KB、124KB、132KB である。

ディスク 66 の回転数を 10000rpm（6ms／回転）とすると、ゾーン Z1、Z2、Z3、Z4、Z5、Z6 の転送レートは、それぞれ、15.4MB/s、16.8MB/s、18.1MB/s、
15 s、19.5MB/s、20.9MB/s、22.3MB/s となる。一般に、最内周のゾーンの転送レートは最外周のゾーンの 60% 程度である。

図 26 は、図 23 のゾーン決定処理に従って、図 25 のようなゾーンにデータを書き込む処理の例を示している。まず、Write
20 処理のチャネル数が 1（Ch1）の場合は、最内周のゾーン Z1 が選択され、トラックの方向（円周方向）に沿って Ch1、Ch1、Ch1、Ch1、... の順に、ゾーン Z1 の連続アドレスにデータが書き込まれる。また、チャネル数が 2（Ch1、Ch2）の場合は、ゾーン Z2 が選択され、Ch1、Ch2、Ch1、Ch2、...
25 の順に、ゾーン Z2 の連続アドレスにデータが書き込まれる。

チャンネル数が3 (Ch 1 ~ Ch 3) の場合は、ゾーン Z 3 が選択され、Ch 1、Ch 2、Ch 3、... の順に、ゾーン Z 3 の連続アドレスにデータが書き込まれる。また、チャンネル数が4 (Ch 1 ~ Ch 4) の場合は、ゾーン Z 4 が選択され、Ch 1、Ch 2、Ch 3、Ch 4、... の順に、ゾーン Z 4 の連続アドレスにデータが書き込まれる。チャンネル数が5 (Ch 1 ~ Ch 5) の場合は、ゾーン Z 5 が選択され、Ch 1、Ch 2、Ch 3、Ch 4、Ch 5、... の順に、ゾーン Z 5 の連続アドレスにデータが書き込まれる。また、チャンネル数が6 (Ch 1 ~ Ch 6) の場合は、ゾーン Z 6 が選択され、Ch 1、Ch 2、Ch 3、Ch 4、Ch 5、Ch 6、... の順に、ゾーン Z 6 の連続アドレスにデータが書き込まれる。

また、図 2 4 のゾーン決定処理に従ってデータを書き込む場合は、各ゾーン毎に基準転送レートが設定され、Write 処理の転送レートの総和をこの基準転送レートと比較して、書き込みゾーンが決定される。各 Write 処理の転送レートは、例えば、バッファメモリ 6 4 における単位ブロック当たりの一時蓄積時間から計算される。

基準転送レートとしては、図 2 5 に示した各ゾーンの転送レート以下の値が用いられる。ここでは、シーク待ち、回転待ちの時間を考慮して、各ゾーンの転送レートの 3 0 % 程度の値を用いることにし、ゾーン Z 1、Z 2、Z 3、Z 4、Z 5、Z 6 の基準転送レートを、それぞれ、5 . 0 MB / s、5 . 5 MB / s、6 . 0 MB / s、6 . 5 MB / s、7 . 0 MB / s、7 . 5 MB / s とする。

まず、Write 処理の転送レートの総和が 5 . 0 MB / s 以下の場合は、最内周のゾーン Z 1 が選択され、図 2 6 と同様にして、

ゾーン Z 1 の連続アドレスにデータが書き込まれる。また、転送レートの総和が 5.0 MB/s より大きく 5.5 MB/s 以下の場合、ゾーン Z 2 の連続アドレスにデータが書き込まれる。

転送レートの総和が 5.5 MB/s より大きく 6.0 MB/s 以下の場合は、ゾーン Z 3 の連続アドレスにデータが書き込まれ、それが 6.0 MB/s より大きく 6.5 MB/s 以下の場合は、ゾーン Z 4 の連続アドレスにデータが書き込まれる。また、転送レートの総和が 6.5 MB/s より大きく 7.0 MB/s 以下の場合は、ゾーン Z 5 の連続アドレスにデータが書き込まれ、それが 7.0 MB/s より大きく 7.5 MB/s 以下の場合は、ゾーン Z 6 の連続アドレスにデータが書き込まれる。

このように、各チャネルのデータは、ディスク 6 6 上の同じゾーンまたは近接したゾーンに集中して、かつ、スケジューリングされた順序に従ってできる限りシーケンシャルに書き込まれる。これにより、ディスク 6 6 のシーク待ち、回転待ち等の時間を短縮することができる。

また、割り当てられたゾーンが実行時に一杯の場合（空き領域がない場合）は、自動的により外側の隣接するゾーンが選択され、外側のゾーンがすべて一杯の場合は、内側のゾーンが選択される。

図 2 7 は、図 2 3 のゾーン決定処理に基づく Write 処理のフローチャートである。ストレージデバイス 5 1 は、まず、Nチャネルの同時 Write 命令を受け付けてそれらを実行し（ステップ S 7 1）、同時 Write 処理のチャネル数の増減があるかどうかをチェックする（ステップ S 7 2）。

チャネル数が増えた場合は、書き込みゾーンを 1 つ外側に移動し、

チャンネル数 N を 1 だけインクリメントして（ステップ S 7 3）、 N チャンネルの同時 *Write* 処理をスケジューリングされた順序で実行する（ステップ S 7 4）。このとき、各チャンネルのデータは、選択されたゾーンにシーケンシャルに書き込まれ、ステップ S 7 2 以降の処理が繰り返される。

ステップ S 7 2 においてチャンネル数が減った場合は、書き込みゾーンを内側に移動し、チャンネル数 N を 1 だけデクリメントして（ステップ S 7 5）、 $N = 0$ となったかどうかをチェックする（ステップ S 7 6）。 $N = 0$ でなければ、ステップ S 7 4 以降の処理を行う。

また、ステップ S 7 2 においてチャンネル数が変化していない場合は、書き込みゾーンを移動せずにステップ S 7 4 以降の処理を行う。そして、ステップ S 7 6 において $N = 0$ となれば、同時 *Write* 処理がすべて終了したと判断し、処理を終了する。

ところで、図 2 5 に示したような内周と外周の転送レートが異なるディスク 6 6 では、内周ゾーンに集中してデータを書き込むことが困難である。この場合、内周と外周のゾーンを対にして交互にアクセスすることで、ディスク全体で転送レートが平均化され、一定の転送レートが得られると考えられる。例えば、図 1 2 の 6 つのゾーンの平均転送レートは、18.8 MB/s である。

図 2 8 は、このような *Write* 処理のフローチャートである。ストレージデバイス 5 1 は、まず、複数チャンネルの *Write* のリアルタイム命令に従い、一定のブロック単位でデータをバッファメモリ 6 4 に一時蓄積する（ステップ S 8 1）。

次に、ドライバ回路 6 3 は、ゾーン対の片方のゾーンに対して、複数チャンネルの *Write* 命令に対応する実行数分のブロックデー

タを連続して書き込み（ステップS 8 2）、ゾーン対の他方のゾーンにヘッドを移動する（シークする）（ステップS 8 3）。

次に、移動先のゾーンに対して、複数チャネルのW r i t e 命令に対応する実行数分のブロックデータを連続して書き込み（ステップS 8 4）、ゾーン対の他方のゾーンにヘッドを戻す（ステップS 8 5）。

次に、書き込みデータが終了したかどうかを判定し（ステップS 8 6）、データが終了していなければ、ステップS 8 2以降の処理を繰り返す。そして、ステップS 8 6においてデータが終了すれば、
10 処理を終了する。

この方法によれば、ゾーン対となる内周と外周のゾーン間をヘッドが交互に移動しながら、各ゾーンにシークンシャルにデータが書き込まれる。言い換えれば、データはディスク36上の一部分に集中して書き込まれるのではなく、ゾーン単位で分散させながら書き
15 込まれる。これにより、ディスク全体で転送レートが平均化されるため、処理効率が向上する。

図29は、図28の書き込み処理の例を示している。W r i t e 処理のチャネル数を3（C h 1～C h 3）とし、最内周のゾーンZ 1と最外周のゾーンZ 6をゾーン対とすると、まず、ゾーンZ 1において、C h 1、C h 2、C h 3、... の順に連続アドレスにデータ
20 が書き込まれ、次に、ゾーンZ 6にシークして、C h 1、C h 2、C h 3、... の順に連続アドレスにデータが書き込まれる。このような動作がデータの書き込みが終了するまで繰り返され、ディスクヘッドはゾーンZ 1とゾーンZ 6の間を往復しながら、3チャ
25 ネルのデータの連続書き込みを行う。

以上説明したように、ディスクアクセスの制御は、主として、図 12のMPU61により行われる。MPU61は、図30に示すように、マイクロプロセッサ71とメモリ72を含む。メモリ72は、例えば、ROM(read only memory)、RAM(random access memory)等を含み、制御に用いられるプログラムとデータを格納する。マイクロプロセッサ71は、メモリ72を利用してプログラムを実行することにより、必要な処理を行う。

バス75に接続された媒体駆動装置73は、可搬記録媒体74を駆動し、その記録内容にアクセスする。可搬記録媒体74としては、メモリカード、フロッピーディスク、CD-ROM(Compact Disk Read Only Memory)、光ディスク、光磁気ディスク(Magneto-Optical disk)等、任意のコンピュータ読み取り可能な記録媒体が用いられる。この可搬記録媒体74に上述のプログラムとデータを格納しておき、必要に応じて、それらをMPU61のメモリ72にロードして使用することもできる。

さらに、MPU61は、LSI62を介して、外部のネットワークから上述のプログラムとデータを受け取り、それらをメモリ72にロードして使用することもできる。

本発明は、ホームネットワークにおける映像／音声データの処理だけでなく、データをリアルタイムで処理しなければならないような任意の用途に適用することができる。例えば、処理対象のデータをコンピュータシステムへ取り込む場合にも、同様の制御が可能である。また、アクセス対象としては、磁気ディスク、光ディスク、光磁気ディスクを始めとして、メモリカード等も含む任意の記録媒体を用いることができる。

本発明によれば、実際の書き込みデータの転送レートに従って終了期限を決め、それに基づいてディスクアクセスのスケジューリングを行うことで、多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。また、リアルタイムの複数の書き込み要求に対して書き込み領域による転送レートの違いを利用することで、処理が効率化され、さらに多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。

図 3 1 から図 3 3 は、本発明を、記録媒体として A S M O に適用した実施形態の記録方式を説明する図である。尚、本発明は、A S M O に限定されるものではなく、ランド・グループ記録方式を採用している他の記憶媒体にも適用可能である。

図 3 1 から図 3 3 では、理解を容易にするために、論理ゾーン L Z 1、L Z 2、L Z 3 の 3 つの論理ゾーンにデータを記録する例を示している。

図 3 1 に示すように、各論理ゾーン L Z 1、L Z 2、L Z 3 は、隣接するグループ 1 0 1 とランド 1 0 2 を有し、欠陥セクタに対処するために、グループ 1 0 1 とランド 1 0 2 のそれぞれに後続して、交替セクタ 1 0 4、1 0 5 が設けられている。

図 3 2 は、1 チャンネルのデータを論理ゾーン L Z 1、L Z 2、L Z 3 にシーケンシャルに記録する方法を説明する図である。

同図 (a) は、論理ゾーン単位で記録する例であり、論理ゾーン L Z 1、L Z 2、L Z 3 の順に、1 ~ 6 の順序でデータが記録される。すなわち、この場合、各論理ゾーンにおいて、グループ 1 0 1、ランド 1 0 2 の順にデータが記録される。

同図 (b) は、グループ 1 0 1 のみに記録する例であり、論理ゾーン L Z 1、L Z 2、L Z 3 の順に、それぞれのグループ 1 0 1 に、

データが順に記録される。同図（c）は、ランド102のみに記録する例であり、論理ゾーンLZ1、LZ2、LZ3の順に、それぞれのランド102に、データが順に記録される。

図33は、2チャンネルのデータを論理ゾーンLZ1、LZ2、
5 LZ3に同時記録する方法を説明する図である。

同図において、1-1～1-3はチャンネルCh1のデータ、
2-1～2-3はチャンネルCh2のデータを示している。この
場合、論理ゾーンLZ1、LZ2、LZ3の順に、グループ101
とランド102に交互にデータが記録されるが、チャンネルCh1
10 のデータは論理ゾーンLZ1、LZ2、LZ3のグループ101に
記録され、チャンネルCh2のデータは論理ゾーンLZ1、LZ2、
LZ3のランド102に記録される。このように、チャンネルCh
1のデータとチャンネルCh2のデータを、グループ101とラン
ド102に分けて記録することで、一方のチャンネルの記録データ
15 が削除された場合でも、他方のチャンネルのデータの再生に支障が
及ぶことはない。また、記録データが削除された場所に、新たなチ
ャンネルのデータを集中して高速に記録することができる。

図34は、チャンネルCh1、Ch2の2チャンネル同時記録を、
図33（a）に示す方法で行った後に、チャンネルCh2の記録削
20 除を行い、その後チャンネルCh1の記録データのガーベージコレ
クションを実施する処理の例を示す図である。

まず、同図（a）に示すように、論理ゾーンLZ1、LZ2、L
Z3のグループ101にチャンネルCh1のデータを、論理ゾーン
LZ1、LZ2、LZ3のランド102にチャンネルCh2のデー
25 タを同時記録したとする。この場合、ヘッドのシークは不要である。

次に、同図（b）に示すように、論理ゾーンL Z 1、L Z 2、L Z 3のランド1 0 2からチャンネルC h 2のデータを削除したとする。この場合、チャンネルC h 1のデータは論理ゾーンL Z 1、L Z 2、L Z 3のグループ1 0 1に連続して記録されているので、チャンネルC h 1のデータの再生はスムーズに実行できる。また、論理ゾーンL Z 1、L Z 2、L Z 3のランド1 0 2に、新たに、チャンネルC h 2'のデータを記録するようにすることも可能となる。

また、上述のようにしてチャンネルC h 2のデータを削除した後に、論理ゾーンL Z 3以降に、新たに、2チャンネルの同時記録を実行したい場合には、同図（c）に示すようにして、チャンネルC h 1のデータのガーベージコレクションを実施する。この場合、論理ゾーンL Z 1のランド1 0 2に論理ゾーンL Z 2のグループ1 0 1に記録されたチャンネルC h 1のデータが移動され、論理ゾーンL Z 2のグループ1 0 1に論理ゾーンL Z 3のチャンネルC h 1のデータが移動される。この結果、同図（c）に示すように、論理ゾーンL Z 3のグループ1 0 1とランド1 0 2が共に空き領域となる。このことにより、同図（e）に示すように、論理ゾーンL Z 3以降のグループ1 0 1とランド1 0 2に、それぞれ、チャンネルC h 3、C h 4のデータを同時記録することが可能になる。

図3 3及び図3 4の動作を実現する本実施形態の処理手順を、図3 5のフローチャートを参照しながら説明する。

まず、記録、再生、または削除命令をスタック（プッシュ・アップ・スタック）に格納する（ステップS 9 1）。

次に、スタックに命令があるか判定し（ステップS 9 2）、命令がなければ処理を終了する。

一方、ステップ S 9 2 で、命令が存在すると判定した場合には、スタックから命令を取り出し、その命令が 1 c h あるいは 2 c h のいずれの記録命令、再生命令、または削除命令であるか判定する（ステップ S 9 3）。

5 そして、1 c h の記録命令であれば、論理ゾーン、グループ、またはランドに沿って記録する（ステップ S 9 4）。また、2 c h の記録命令であれば、一方のチャンネルをグループに沿って、他方のチャンネルをランドに沿って記録する（ステップ S 9 5）。ステップ S 9 4、S 9 5 の処理の後、ステップ S 9 2 に戻る。

10 また、ステップ S 9 3 で命令が 1 c h あるいは 2 c h のいずれの記録命令でもないとは判定した場合には、次に、再生命令または削除命令のいずれであるか判定する（ステップ S 9 6）。そして、再生命令であれば、1 c h の再生を行い（ステップ S 9 7）、ステップ S 9 2 に戻る。

15 一方、ステップ S 9 6 で削除命令と判定した場合には、次に、その削除命令が 2 c h 記録の片方の削除であるか判定する（ステップ S 9 8）。すなわち、2 c h 同時記録した場合の片方のチャンネルの削除であるか判定する（図 3 3 参照）。

20 そして、2 c h 記録の片方の削除ではなく、1 c h 記録の削除の命令であれば、指定された 1 c h 記録を削除し（ステップ S 9 9）、ステップ S 9 2 に戻る。すなわち、図 3 2 に示すような 1 c h 記録の削除であれば、論理ゾーン、グループ、またはランドから指定されたチャンネルの記録を削除する。

25 一方、ステップ S 9 8 で 2 c h 同時記録した場合の片方のチャンネルの削除命令であれば、その片方のチャンネルの記録を論理ゾー

ンのグループまたはランドから削除する（ステップS 1 0 0）。この場合、論理ゾーンのグループまたはランドに空きが生じる。

次に、ディスク上に論理ゾーンの空き領域が十分にあるか判定する（ステップS 1 0 1）。そして、空き領域が十分にあれば、ステップS 9 2に戻るが、空き領域が不足していれば、次の2 c h同時記録に備え、ステップS 1 0 0で削除されなかったチャンネルの記録を、ステップS 1 0 0でグループまたはランドに空きが生じた論理ゾーンにガーベジコレクションする（ステップS 1 0 2）。

このガーベジコレクションは、図3 3（b）、（c）に示す方法により行う。これにより、空き領域となる論理ゾーンが増加する。ステップS 1 0 2の処理の後、ステップS 9 2に戻る。

以上のようにして、2 c hの同時記録において、グループ或いはランドの連続性をうまく利用して記録することで、後で、1 c hの再生をスムーズに行える。また、片方のチャンネルの削除を行っても飛び空き領域を作ることなく、それに伴うガーベジコレクションの実行回数も削減することができる。

次に、Z C A Vにより回転制御されるディスクにおける内周と外周の転送速度（転送レート）の違いを吸収する方法として、2チャンネルのデータを内周と外周に分散して記録する例を示す。図3 6に示すように、内周と外周の転送速度が異なるZ C A Vによりディスク1 1 0の回転制御を行うドライブでは、転送速度の遅い内周に集中して記録することは困難となる、そこで、内周のゾーンと外周のゾーンを対にして、これらのゾーンを交互にアクセスすることで、転送速度が平均化され、ディスク1 1 0全体で一定レートが得られる。

図 3 6 は、上述した図 2 5 のディスク 6 6 と同様な形式で、ディスク 1 1 0 を 6 つのゾーン 1 ~ 6 に分割した例であり、平均転送レートとして、1 8 . 8 M B / s が得られる。

図 3 7 は、図 3 6 に示すゾーン分割構成のディスク 1 1 0 に、2
5 c h の同時記録を適用した場合の処理を説明する図である。まず、同図 (a) に示すようにゾーン 1 とゾーン 6 を対にして、ゾーン 6、1 に、それぞれ、チャンネル C h 1、2 のデータを同時記録したとする。この場合、トラック (円周) 方向に各チャンネルのデータを記録する。この場合、ヘッドのシークは、ゾーン 6 とゾーン 1 に対し
10 し交互に行われる。

次に、同図 (a) に示すように、ゾーン 1 から C h 2 の記録を削除したとする。このことにより、ゾーン 1 に、新たに、チャンネル C h 2 ' のデータを集中して記録することが可能になる。また、内周の空き領域のみが増加して、2 c h の同時記録をする場所が少
15 なくなってきた場合には、同図 (b) に示すように、転送レートの高いゾーン 6 の有効利用を図るために、ゾーン 6 に記録されている C h 1 のデータを C h 2 のデータの削除により空きができたゾーン 1 に移動するガーベージコレクションを実施する。

そして、ゾーン 6 に空き領域を確保した上で、同図 (c) に示す
20 ように、ゾーン 6 とゾーン 2 を対にして、ゾーン 6、2 に、それぞれ、チャンネル C h 3、4 の同時記録を行う。

図 3 8 は、図 3 7 に示す処理を実現するアルゴリズムを説明するフローチャートである。

まず、記録、再生、または削除命令をスタック (プッシュ・アッ
25 プ・スタック) に格納する (ステップ S 1 1 1)。

次に、スタックに命令があるか判定し（ステップS 1 1 2）、命令がなければ処理を終了する。

一方、ステップS 1 1 2で、命令が存在すると判定した場合には、スタックから命令を取り出し、その命令が1 c hあるいは2 c hの
5 いずれの記録命令、再生命令、または削除命令であるか判定する（ステップS 1 1 3）。

そして、1 c hの記録命令であれば、内周のゾーンを優先して指定されたチャンネルのデータを記録する（ステップS 1 1 4）。また、2 c hの記録命令であれば、一方のチャンネルを内周のゾーン
10 に沿って、他方のチャンネルを外周のゾーンに沿って、交互に記録する（ステップS 1 1 5）。ステップS 1 1 4、S 1 1 5の処理の後、ステップS 1 1 2に戻る。

また、ステップS 1 9 3で命令が1 c hあるいは2 c hのいずれの記録命令でもないと判定した場合には、次に、再生命令または削除命令のいずれであるか判定する（ステップS 1 1 6）。そして、
15 再生命令であれば、1 c hの再生を行い（ステップS 1 9 7）、ステップS 1 1 2に戻る。

一方、ステップS 1 1 6で削除命令を判定した場合には、次に、その削除命令が2 c h記録の片方の削除であるか判定する（ステップS 1 1 8）。すなわち、2 c h同時記録した場合の片方のチャンネルの削除であるか判定する（図3 7（a）参照）。

そして、2 c h記録の片方の削除ではなく、1 c h記録の削除の命令であれば、指定された1 c h記録を削除し（ステップS 1 1 9）、ステップS 1 1 2に戻る。

25 一方、ステップS 1 2 8で2 c h同時記録した場合の片方のチャ

ンネルの削除命令であれば、その片方のチャンネルの記録を削除する（ステップ S 1 2 0）。この場合、内周または外周のゾーンに空き領域が生じる。

次に、記録が削除したゾーンが内周側であるか判定する（ステップ S 1 2 1）。そして、内周側でなければ、ステップ S 1 1 2 に戻るが、内周側であれば、次の 2 c h 同時記録に備え、ステップ S 1 0 0 で削除されなかった外周側のゾーンに記録されているデータを内周側のゾーンに移動するガーベージコレクションを実施する（ステップ S 1 2 2）。

このガーベージコレクションは、図 3 7（b）に示す方法により行う。これにより、外周側のゾーンの空き領域が増加する。ステップ S 1 2 2 の処理の後、ステップ S 1 1 2 に戻る。

以上のようにして、転送速度の遅い内周側のゾーンと転送速度の速い外周側のゾーンとを対にして利用することにより、2チャンネル記録を高速化することができる。

図 3 9 及び図 4 0 は、図 3 8 の詳細フローチャートである。図 3 9 及び図 4 0 のフローチャートの説明に先立って、本フローチャートで使用する管理テーブルについて説明する。

本フローチャートでは、mチャンネルの映像データに対して、各チャンネル毎のストリームデータの繋ぎを示す S t r e a m という情報を定義する。図 4 1 は、この S t r e a m を管理するテーブル 1 2 0 の構成例を示す図である。

このテーブル 1 2 0 は、m個の S t r e a m（1）～（m）から構成される。S t r e a m（i）はiチャンネルのストリームデータの情報である（ $i = 1, 2, \dots, m$ ）。各 S t r e a m（i）は、

データが記録されている先頭アドレス (A d d) と連続アドレスに記録されているデータ量 (D a t a) との組 (A d d, D a t a) がリスト構造で連結されたデータ構造となっており、このリストの最後にはストリームの終了を示す情報 (E N D) が付加される。また、S t r e a m (i) は、2 c h 記録の対象となっているかを示す “相手 s t r e a m” という情報を有する。1 c h 記録の場合、相手 s t r e a m の値は “0” に設定される。

また、図 4 2 はディスク 1 1 0 の各ゾーンの空き領域を管理するテーブル 1 3 0 の構成例を示す図である。この例では、ディスク 1 1 0 の内周と外周を共に n 個のゾーンに分割し、内周の n 個のゾーン (ゾーン 1 ~ ゾーン n + 1) と外周の n 個のゾーン (ゾーン n + 2 ~ ゾーン 2 n) を個別に管理する。各ゾーン j (j = 1 ~ 2 n) は、その中での空き領域を示す情報 (E m p t y [j]) と記録された充填領域を示す情報 (F u l l (j)) を持つ。E m p t y [j] と F u l l [j] のいずれの情報も、S t r e a m (i) と同様な連結リストで構成される。尚、E m p t y [j] のアドレス A d d は対応ゾーン j の空き領域の先頭アドレスをしめし、F u l l [j] のアドレス A d d は対応ゾーン j の先頭アドレスを示す。また、E m p t y のデータ量は空き容量であり、F u l l のデータ量は記録データ量を示す。また、E m p t y [j] の初期値は (ゾーン j の先頭アドレス, ゾーン j のデータ量) → E n d であり、F u l l [k] の初期値は E n d (記録データ量無し) である。

図 4 3 は、図 3 6 に示すディスク 1 1 0 のゾーン構成を管理するテーブル 1 4 0 を示す図である。このテーブル 1 4 0 は、図 4 2 において n = 3 とした場合に相当し、各ゾーンについて、「バイト数

／トラック」、「トラック数」、「セクタ数」、及び「セクタアドレス」を管理している。ゾーン1～6には、それぞれ、ゾーンno. (ゾーン番号) として“1”～“6”が割り当てられている。また、各ゾーン1～6には1000個のトラックが設けられている。また、

5 1セクタは512B (バイト) であり、ゾーン1には、184k (184000) のセクタが設けられている。図43に示されているように、セクタ数は外周のゾーン程多くなり、ゾーン6では264k (264000) のセクタが設けられている。セクタアドレスは、ゾーン1の先頭セクタから順にシリアルに割り当てられている。図

10 43には、各ゾーンの先頭セクタアドレスと最終セクタアドレスが示されており、ゾーン1の先頭セクタアドレスは“1”、ゾーン6の最終セクタアドレスは“1344000”となっている。

以下、図39及び図40のフローチャートの処理手順を、説明する。

15 尚、これらのフローチャートで示されているアドレスは、セクタアドレスである。

まず、ディスク110の空きゾーンを管理するためにテーブル120、130を初期化する (ステップS131)。この初期化処理では、以下の(1)～(3)の処理を行う。

20 (1) テーブル120の初期化

まだ、映像データを記録していないので、Stream (1)～(m)に「END」を登録し、相手streamを“0”に初期化する (最初は、1ch記録を対象とする)。

(2) テーブル130の初期化

25 内周ゾーン (番号1～n) と外周ゾーン (番号n+1～2

n) を定義し、これら $2n$ 個のゾーンの *Empty* 情報と *Full* 情報を初期化する。*Empty* には、該当するゾーンの先頭アドレス、該ゾーンのデータ量を登録し、最後に *End* を付加する。*Full* には、*End* だけを登録する。

- 5 (3) これから記録していく最初の内周ゾーンのゾーン番号を示すパラメータ *inner-zone* を “1” に、これから記録していく最初の外周ゾーンのゾーン番号を示すパラメータ *outer-zone* を “ $2n$ ” に設定する。また、*Stream* 番号を “1” に設定する。

次に、命令の種類が、*1ch* 記録なのか、*2ch* 記録なのか、それら以外なのか判断し (ステップ S 1 3 2)、*1ch* 記録であれば
10 ステップ S 1 3 3 に、*2ch* 記録であればステップ S 1 4 0 に、その他であればステップ S 1 4 7 に進む。

ステップ S 1 3 3 では、*1ch* 記録なので、内周に記録することを優先し、内周用の *Stream* 番号が設定される変数 $m2$ に m の
15 値を代入し、*Stream* 番号 m の値を “1” インクリメントする。また、相手 *stream* はまだ存在しないので、相手 *stream* は “0” に設定する。この処理により、 $m2$ の値は最初は、“1” となる。

次に、テーブル 1 3 0 において、内側のゾーン (*inner-zone*) から、各ゾーンの空き領域を示す *Empty* リストを検索し、データ
20 量が 0 より大きい *Empty* [I] ($I = \text{inner-zone} \sim 2n + 1$) が見つければ (ステップ S 1 3 4)、その *Empty* [I] のリスト内容に従い、ゾーン I に *1ch* 記録を行う (ステップ S 1 3 5)。

ステップ S 1 3 5 での記録の途中で、随時、*Empty* [I] に
25 リストされている全ての領域に記録したか判断し (ステップ S 1 3

6)、全ての領域に記録すれば、テーブル120のStream(m2)にEmpty[I]のリストを追加する。これにより、Stream(m2)にStream番号m2のストリームデータのゾーンI上の記録領域が登録される。次に、Empty[I]のリストをEndのみとする。これにより、ゾーンIに空き領域がないことが、Empty[1]に登録される。また、Full[I]には、対象ゾーンIの全領域にデータが記録されたことを示すために、(ゾーンIの先頭アドレス、ゾーンIのデータ量)→Endのリストを登録する。そして、Iを“1”インクリメントし、対象ゾーンを1つ外周側に移す(ステップS137)。

次に、lchの記録が終了したか判断し(ステップS138)、記録が終了していれば、ステップS139に進むが、まだ、Stream番号m2のストリームデータの全記録を終了していなければ、ステップS135に戻る。

15 このようにして、lch記録の場合には、Stream番号m2のストリームデータの全ての記録が終了するまで、ステップS135～S137の処理を繰り返し、内周のゾーンから1ゾーンづつ外周のゾーンに残りのストリームデータを記録していく。

そして、ステップS138でStream番号m2のストリームデータの全ての記録が終了したと判断すれば、その記録データの最終アドレスまでのリストを、Stream(m2)に追加する。次に、Empty[I]には、(最終アドレス+1, 残りのデータ量)→Endのリストを登録し、Full[I]には、(ゾーンIの先頭アドレス、記録されたデータ量)→Endのリストを登録する。

25 そして、次の内周ゾーンの書き込み起点を示す inner-zone にIを

設定し、ステップS 1 3 2に戻る。

尚、ステップS 1 3 9において、ステップS 1 3 6でY e sと判断された後、ステップS 1 3 8でY e sと判断された場合には、inner-zone にIを設定する処理のみが行われる。この場合、ステップS 1 3 6でY e sと判断された時点で、S t r e a m番号m 2のストリームデータ記録は全て終了しており、再び、ステップS 1 3 5の処理は実行されることはないからである。

以上のようにして、記録されたS t r e a m番号m 2のストリームデータのアドレス情報とデータ量をテーブル1 2 0のS t r e a m (m 2) に登録し、テーブル1 3 0のE m p t y [] とF u l l [] のリストを更新する。

一方、ステップS 1 4 0では、2 c h記録なので、内周ゾーンと外周ゾーンに分散して記録する。このため、外周用のS t r e a m番号m 1をmに、内周用のS t r e a m番号m 2を(m + 1)に設定する。この実施形態の場合、外周ゾーンに記録されるチャンネルデータのS t r e a m番号は、内周ゾーンに記録される他チャンネルのS t r e a m番号よりも1つ小さくなる。続いて、2 c h記録であるため、S t r e a m番号mを“2”インクリメントする。また、2 c hの記録の場合には、データが記録される内周ゾーンと外周ゾーンとも、相手s t r e a mは互いに存在するので、S t r e a m (m 1) の相手s t r e a mにm 2を、S t r e a m (m 2) の相手s t r e a mにm 1に設定する。次に、S t r e a m番号m 2のストリームデータは内周ゾーンに記録するので、ステップS 1 3 4に進むと共に、S t r e a m番号m 1のストリームデータは外周ゾーンに記録するので、ステップS 1 4 1に進む（ステップS 1

40)。

以後、ステップS 1 3 4以降の処理とステップS 1 4 1以降の処理は、並列処理される。

ステップS 1 4 1では、テーブル1 3 0のE m p t y リストを参照して、外周のゾーン (outer-zone) から順次1ゾーンずつ内周側のゾーンへと、空き領域の有るゾーンJを探索する (ステップS 1 4 1)。

そして、ステップS 1 4 1で見つけたゾーンJのE m p t y [J]の内容に従い、ゾーンJにS t r e a m番号m 1のストリームデータを記録する (ステップS 1 4 2)。ステップS 1 4 2において記録をしている途中で、随時、E m p t y [J]に登録されたゾーンJの全ての領域に記録を終了したか判断し (ステップS 1 4 3)、全ての領域に記録を終了したと判断した場合には、ステップS 1 4 4に進み、まだ、全ての領域に記録を終了していないと判断した場合には、ステップS 1 4 5に進む。

ステップS 1 4 4では、S t r e a m (m 1)にE m p t y [J]のリストを追加する。そして、E m p t y [J]のリストをE n d (データ量無し)とする。また、F u l l [J]には、ゾーンJの全ての領域に記録がなされたとして、(ゾーンJの先頭アドレス、ゾーンJのデータ量) →E n dのリストに登録する。そして、Jを“1”デクリメントして、対象ゾーンを1つ内周側のゾーンに移す。

次に、記録が終了したか判断し (ステップS 1 4 5)、終了していれば、ステップS 1 4 6に進み、終了していなければ、ステップS 1 4 2に戻る。

このようにして、1つのゾーンのみでは記録が終了しない場合に

は、Stream番号m1のストリームデータの全ての記録が終了するまで、ステップS142～S145の処理を繰り返しながら、外周側から内周側へとゾーンを1つずつ移動しながら、該ストリームデータを記録していく。

- 5 そして、ステップS145でStream番号m1のストリームデータの記録が全て終了したと判断すると、記録された最終アドレスまでのリストを、Stream(m1)に登録する。また、Empty[J]には、(最終アドレス+1、残りのデータ量)→Endのリストを登録し、Full[J]には、(ゾーンJの先頭アドレス、記録されたアドレスまでのデータ量)→Endのリストを登録する。そして、次の外周ゾーンへの書き込みの起点となる
10 outer-zoneをJに設定し(ステップS146)、ステップS132に戻る。

- 尚、上述したステップS139と同様に、ステップS146においても、ステップS143でYesと判断された後、ステップS145でYesと判断された場合には、outer-zoneにJを設定する処理のみが行われる。この場合、ステップS146でYesと判断された時点で、Stream番号m1のストリームデータ記録は全て終了しており、再び、ステップS142の処理は実行されること
20 はないからである。

以上のステップS141～S146の処理と並列して、ステップS134～S139の処理が実行され、内周側のゾーンにもStream番号m2のストリームデータの記録がなされる。

- ステップS147では、再生命令または削除命令のいずれである
25 か判断し、再生命令であれば、指定されたStream番号mxの

ストリームデータを、テーブル120のStream (mx) のリストを参照して再生し (ステップS148)、ステップS142に戻る。一方、削除命令であれば、指定されたStream番号mxのストリームデータを管理しているStream (mx) のリスト
5 に従い、関連する各ゾーンのEmptyにStream (mx) のリストを追加すると共に、関連する各ゾーンのFullからStream (mx) のリストを削除する (ステップS149)。この処理により、当該EmptyにStream番号mxのストリームデータの削除領域が追加され、当該FullからStream番号m
10 xのストリームデータの削除領域の情報が削除される。

次に、削除指定されたStream (mx) に相手stream (=my) があるか調べ (ステップS150)、相手streamが無ければ (myが“0”であれば)、ステップS142に戻る。

一方、相手streamがあると判断した場合は、 $my > mx$ であるか判断する (ステップS151)。この判断は、Stream番号myのストリームデータを外周から内周に移動すべきか判断する処理である。上述したように、本実施形態では、ステップS140の処理により、2ch記録する場合、外周ゾーンに記録されるストリームデータのStream番号は、内周ゾーンに記録されるス
15 トリームデータのStream番号よりも1つ小さくなるように設定される。

そして、 $my > mx$ でなければ、ステップS142に戻るが、 $my > mx$ であれば、Stream (my) のリストを参照して、Stream番号myのストリームデータをディスク110から読み
25 だし、次に、その読みだしたデータをStream (mx) のリス

トを参照して、ディスク110に再書き込みする（ステップS152）。この再書き込みは、ステップS149でEmptyに登録された領域にStream番号myのストリームデータを書き込む処理である。

- 5 次に、Stream(my)のリストに従い、関連する各ゾーンのEmptyにStream(my)のリストを追加すると共に、関連する各ゾーンのFullからStream(my)のリストを削除する（ステップS153）。

この処理は、Stream番号myのストリームデータの記録領域の移動に伴う、EmptyとFullの更新処理である。

- 10 続いて、Stream(my)のリストをStream(mx)のリストに置き換える。また、関連するEmptyからStream(my)のリストを削除する。さらに、関連するFullにStream(mx)のリストを追加する。また、ストリーム(mx)を初期化する（ステップS154）。

上述した図39及び図40のフローチャートの処理の流れの中で、2ch記録する場合、内周の空き領域を探索する処理と外周の空き領域を探索する処理は、それぞれ、ステップS134とステップS141に相当する。これらのステップの処理では、各ゾーンk（k = 1 ~ 2n）の残りデータ量をEmpty[k]を検索して調べ、記録対象のゾーンを決定する。

次に、上述した図39及び図40のフローチャートの処理を、図43に示すゾーン構成のディスク110に適用した場合を例として取り上げながら、より具体的に説明する。

- 25 図44は、図41、42、及び43のテーブル120、130を

メモリ 150 上に実装した例を示す図である。メモリ 150 は、アドレス 0 ～ 17 までの初期化領域 151 とアドレス 18 以降の拡張領域 152 を備えており、初期化領域 151 にテーブル 120 とテーブル 130 が実装される。また、拡張領域 152 に Stream
5 (i) (i = 1 ～ 5) の追加リストが格納される。

図 44 において、格納内容は、メモリ 150 上の各アドレスに記憶されるリストを示している。このリストの要素は（記憶先頭アドレス、データ量、次格納アドレス）の 3 種類の情報の組からなる。尚、End は（0、0、0）で表現される。

10 メモリ 150 のアドレス 0 には（0、0、0）が格納される。また、メモリ 150 のアドレス 1 ～ 5 には、Stream(1) ～ (5) の各行で構成されるテーブル 120 が実装される。また、さらに、メモリ 150 のアドレス 6 ～ 17 には Empty(1) ～ (6) 及び Full(1) ～ (6) の各行で構成されるテーブル 130 が実
15 装される。

図 39 のフローチャートのステップ S131 の初期化処理により、テーブル 120、130 の内容は、図 44 の 1 に示す状態に初期化される。すなわち、テーブル 120 の Stream(1) ～ (5) には End(0、0、0) が登録される。また、テーブル 130 の
20 Empty(1) ～ (6) には、ゾーン 1 (Z1) ～ 6 (Z6) の（先頭アドレス、データ量、次格納アドレス）が設定される。尚、この場合、次格納アドレスは 0 となる。また、テーブル 130 の Full(1) ～ (6) には、（対応ゾーンの先頭アドレス、対応ゾーンの記録データ量、次格納アドレス）が設定される。この場合、
25 記録データ量は“0”となる。また、次格納アドレスも 0 となる。

次に、図 4 6 に示すように、Stream (1) と Stream (2) の 2 c h 同時記録が行われたとする。Stream (1) は外周ゾーン 6 から、Stream (2) は内周ゾーン 1 から記録される。尚、ここで、Stream (1) は Stream 番号 1 の
5 ストリームデータを、Stream (2) は Stream 番号 2 のストリームで表す。以下の説明においても、同様である。

図 4 6 では、ストリームデータ 2 とストリームデータ 1 を、それぞれ、ゾーン 1 とゾーン 6 に交互に記録し、まず、記憶容量に少ないゾーン 1 の領域全体にストリームデータ 2 が記録された状態を示
10 している。この時点では、Stream (2)、Empty [2] および Full [2] の格納内容は 2 に示すようになる。この結果、Stream (2) に Empty [1] のリストが追加され、次格納アドレスとして拡張領域 1 5 2 のアドレス 1 8 が設定される。また、Empty [1] に空き領域無しを示す End が設定され、
15 Full [1] にゾーン 1 が全て記録済みであることを示す (1、1 8 4 0 0 0、0) が設定される。

続いて、図 4 7 に示すように、ストリームデータ 1 がゾーン 6 全体に記録された後、続いてゾーン 5 に記録され、また、ストリームデータ 2 がゾーン 2 に記録されて 2 c h 記録が終了したとする。こ
20 の結果、ストリームデータ 1、2 の管理情報は、図 4 4 の 3 に示すようになる。

すなわち、

- ・ Stream (1) に Empty [6] のリストを加え、その次格納アドレスに拡張領域 1 5 2 のアドレス 1 9 を設定する。
- 25 ・ Empty [6] に End (0、0、0) を設定し、Emp

t y [6] にゾーン 6 に空き領域無しの情報を設定する。

- ・ 拡張領域 1 5 2 のアドレス 1 8 に、S t r e a m (2) の記録終了を登録するために、(ゾーン 2 の先頭アドレス、該先頭アドレスから記録された最終アドレスまでのデータ量、次格納アドレス)

5 のリストを作成する。

すなわち、アドレス 1 8 に (1 8 4 0 0 1 , 1 1 6 0 0 , 0) のリストを作成する。

- ・ 前記ゾーン 2 の最終アドレスを基に、E m p t y [2]、F u l l [2] のリストを修正する。

10 E m p t y [2] を (3 0 0 0 0 1 , 1 8 4 0 0 0 , 0)、
F u l l [2] を (1 8 4 0 0 1 , 1 1 6 0 0 , 0) とする。

- ・ 拡張領域 1 5 2 のアドレス 1 9 に、S t r e a m (1) の記録終了を登録するために、(ゾーン 5 の先頭アドレス、該先頭アドレスから記録された最終アドレスまでのデータ量、次格納アドレス

15 (= 0)) のリストを作成する。

すなわち、アドレス 1 9 に (8 3 2 0 0 1 , 4 4 0 0 0 , 0) のリストを作成する。

- ・ 前記ゾーン 6 の最終アドレスを基に、E m p t y [5]、F u l l [5] のリストを修正する。

20 E m p t y [5] を (3 0 0 0 0 1 , 8 7 6 0 0 0 , 0)、
F u l l [5] を (8 3 2 0 0 1 , 4 4 0 0 0 , 0) とする。

続いて、図 4 8 に示すように、ゾーン 1 とゾーン 2 から S t r e a m (2) を削除したとする。この結果、データ管理情報は、図 4 4 の 4 に示すように変更される。

25 すなわち、

・ `Empty [1]` を、再び、全て空き領域とし、`Full [1]` を記録領域無しとする。

`Empty [1]` を (1, 184000, 0)、`Full [1]` を (1, 0, 0) とする。

5 ・ `Empty [2]` を空き領域とし、`Full [1]` を記録領域無しとする。

`Empty [2]` を (184001, 2000002, 0)、`Full [2]` を (184001, 0, 0) とする。

次に、図49に示すように、`Stream (1)` を `Stream`
10 (2) が記憶されていた領域に移動するガーベジコレクションを行なったとする。この結果、ストリームデータ管理情報は、図44の5に示すように変更される。

すなわち、

・ `Stream (1)` を初期化した後、`Empty [1]` のリストを加え、その次格納アドレスを拡張領域152のアドレス20に設定する。

`Stream (1)` を (1, 184000, 20) とする。

・ `Empty [1]` の空き領域を無しとし、`Full [1]` を全て記録済みとする。

20 `Empty [1]` に (0, 0, 0) を設定し、`Full [1]` を (1, 18400, 0) とする。

・ 拡張領域152のアドレス20に `Stream (1)` の記録終了を登録するために、アドレス20に、(ゾーン2の先頭アドレス、該先頭アドレスから記録された最終アドレスまでのデータ量、
25 次格納アドレス (= 0)) のリストを作成する。

アドレス 20 に (1 8 4 0 0 1、1 1 6 0 0 0、0) のリストを作成する。

- ・ 前記ゾーン 2 の最終アドレスに基づき、E m p t y (2) と F u l l (2) のリストを修正する。

5 E m p t y [2] を (3 0 0 0 0 1、8 4 0 0 0、0)、F u l l [2] を (1 8 4 0 0 1、1 1 6 0 0、0) とする。

- ・ E m p t y [6] を全て空き領域とし、F u l l [6] を記録領域なしとする。

10 E m p t y [6] を (1 0 8 0 0 0 1、2 5 6 0 0 0、0)、F u l l [6] を (1 0 8 0 0 0 1、0、0) とする。

- ・ E m p t y [5] を全て空き領域とし、F u l l [5] を記録領域なしとする。

 E m p t y [5] を (8 3 2 0 0 1、2 4 8 0 0 0、0)、F u l l [5] を (8 3 2 0 0 1、0、0) とする。

15 続いて、図 50 に示すように、S t r e a m (3) と S t r e a m (4) の 2 c h 同時記録をしたとする。このとき、S t r e a m (3) は外周ゾーン 6 から、S t r e a m (4) は内周ゾーン 2 から記録する。同図は、両 S t r e a m を交互に記録したとき、まず、ゾーン 2 の領域全体が記録された状態を示している。この結果、データ管理情報は、図 44 の 6 に示すようになる。

20

すなわち、

- ・ S t r e a m (4) に E m p t y (2) のリストを加え、次格納アドレスを拡張領域 152 のアドレス 21 に設定する。

 S t r e a m (4) を (3 0 0 0 0 1、8 4 0 0 0、21) とする。

25

・ E m p t y [2] の空き領域を無しと設定し、F u l l [6] を全て記録済みとする。

E m p t y [2] を (0 , 0 , 0)、F u l l [5] を (8 3 2 0 0 1 , 0 , 0) とする。

- 5 次に、図 5 1 に示すように、S t r e a m (3) がゾーン 6 の領域全体に記録された後、S t r e a m (3) の残りのデータがゾーン 5 に、S t r e a m (4) の残りのデータがゾーン 2 に記録されて、全記録が終了したとする。この結果、データ管理情報は、図 4 4 の 7 に示すようになる。

- 10 すなわち、

・ S t r e a m (3) に E m p t y [6] のリストを加え、その次格納アドレスを拡張領域 1 5 2 のアドレス 2 2 に設定する。

・ E m p t y [6] の空き領域を無しとし、F u l l [6] を全て記録済みとする。

- 15 E m p t y [6] を (0 , 0 , 0)、F u l l [6] を (1 0 8 0 0 0 1 , 2 5 6 0 0 0 , 0) とする。

- ・ 拡張領域 1 5 2 のアドレス 2 1 に S t r e a m (4) の記録終了を登録するために、アドレス 2 1 に (ゾーン 3 の先頭アドレス、該先頭アドレスから記録された最終アドレスまでのデータ量、次格
20 納アドレス (= 0)) のリストを作成する。

アドレス 2 1 に (3 8 4 0 0 1 , 2 1 6 0 0 0 , 0) を設定する。

- ・ 前記ゾーン 3 の最終アドレスに基づき、E m p t y [3] と F u l l [3] のリストを修正する。この場合、E m p t y [3]
25 は空き領域無しとなり、F u l l [3] は全て記録領域済みとする。

Empty [3] を (0, 0, 0)、Full [3] を (3
8 4 0 0 1, 2 1 6 0 0 0, 0) とする。

- ・ 拡張領域 1 5 2 のアドレス 2 2 に Stream (3) の記録
終了を登録するために、アドレス 2 2 に (ゾーン 5 の先頭アドレス、
5 該先頭アドレスから記録された最終アドレスまでのデータ量、次格
納アドレス (= 0)) のリストを作成する。

アドレス 2 2 に (8 3 2 0 0 1, 4 4 0 0 0, 0) を設定す
る。

- ・ 前記ゾーン 5 の最終アドレスに基づき、Empty [5] と
10 Full [5] のリストを修正する。

Empty [5] を (8 7 6 0 0 1, 2 0 4 0 0 0, 0)、
Full [5] を (8 3 2 0 0 1, 4 4 0 0 0, 0) とする。

- このように、本実施形態においては、Stream、Empty、
及び Full の各テーブルにより、ディスクの各ゾーンの空き領域
15 及び記録領域を管理し、かつ、各 Stream のディスク上の記録
領域も管理しながら、各チャンネルのストリームデータの記録、削
除、ガーベジコレクションを管理する。

- 次に、内周のゾーンと外周のゾーンとの転送速度の違いを吸収す
る別の手法として、複数データの同時記録の要求性能の和 (総合要
20 求性能) に対して、各ゾーンの転送性能の和 (総合保持性能) が少
なくとも優れるように、複数ゾーンの組み合わせを選択し、選択さ
れた各ゾーンに、複数データを分散させて記録する実施形態につい
て説明する。

- この実施形態を、図 5 2 に示すゾーン 1 ~ 6 を有するディスク 1
25 6 0 を例にして説明する。ディスク 1 6 0 のゾーン 1 の 1 トラック

のバイト数は70KB（キロバイト）であり、転送レート（転送速度）は17.5Mbpsである。その他のゾーンのトラック構成、転送レートは、図52に示す通りである。

ここで、以下に示す、ステップ1（総合要求性能1）～3（総合要求性能3）の記録要求があったとする。

ステップ1：MP EG 2（6Mbps）×3チャンネル＝18Mbps

ステップ2：MP EG 2（6Mbps）×2チャンネル＝12Mbps

ステップ3：MP EG 2（6Mbps）×4チャンネル＝24Mbps

まず、第1の実施例について説明する。この実施例では、ゾーン間の移動時間（シーク時間）を含むアクセス時間及び処理するチャンネル数は考慮しないで、総合保持性能を求め、それを上記総合要求性能と比較して、性能を達成できるゾーンを選択する。

この結果、以下の様に、ステップ1～3の記録方法を決定する。

ステップ1：ゾーン1とゾーン2の総合保持性能は18.75Mbpsであり、ステップ1の総合要求性能よりも高いので、ゾーン1とゾーン2に分散させて記録する。

ステップ2：ゾーン1の転送レート（＝17.5Mbps）は、ステップ2の総合要求性能よりも高いので、ゾーン1に記録する。

ステップ3：ゾーン2とゾーン6の総合保持性能は25Mbpsであり、ステップ3の総合要求性能よりも高いので、ゾーン2とゾーン6に分散させて記録する。

図53は、上述した第1の実施例のステップ1～3の記録方法を具体的に示す図である。

ステップ1の場合は、同図（a）に示すように、まず、ゾーン1にCh1、Ch2、Ch3のブロックデータをシーケンシャルに記

録し、次に、ゾーン2に移動し、ゾーン2にCh1、Ch2、Ch3の次のブロックデータをシーケンシャルに記録する。そして、再び、ゾーン1に移動し、Ch1、Ch2、Ch3の次のブロックデータをシーケンシャルに記録する。このように、3チャンネルのブロックデータをゾーン1とゾーン2に交互に分散記録していく。

ステップ2の場合は、同図(b)に示すように、ゾーン1にCh1、Ch2、Ch1、Ch2...の順序で、ブロックデータを記録していく。

ステップ3の場合は、同図(c)に示すように、ステップS1と同様にして、4チャンネルのブロックデータ(Ch1、Ch2、Ch3、Ch4)を、ゾーン2とゾーン6に交互に、シーケンシャルに分散・記録していく。

次に述べる第2の実施例は、ゾーン間の移動時間(シーク時間)を含むアクセス時間を考慮して総合保持性能を求め、それを上記各ステップの総合要求性能と比較して、性能を達成できるゾーンを選択する。この場合、

アクセス時間 = 100ms × ゾーン間距離

と定義し、

ゾーン間距離 = 選択された2つのゾーン間の番号差

と定義する。

ゾーン間距離は、隣のゾーンに移動するときに往復で100ms(片道50ms)のアクセス時間を要するものと想定し、移動するゾーンが距離的に離れている程、ヘッドの移動距離に比例してアクセス時間が増加するものとして定義したものである。

この結果、以下のようにして、各ステップの記録方法を決定する。

ステップ 1 : 18 Mbps (3 ch 記録) の総合要求性能に対して、アクセス時間 (100 ms) を含めても総合保持性能 ($= (20 + 22.5) \times 0.9 / 2$) が該総合要求性能を上回るゾーン 2 とゾーン 3 を選択して、Ch 1 ~ Ch 3 のブロックデータを、ゾーン 2 と
5 ゾーン 3 に交互に記録する。

ステップ 2 : 12 Mbps (2 ch 記録) の総合要求性能に対しては、ゾーン 1 の転送レート ($= 17.5$ ms) だけで十分に対応できるので、Ch 1 と Ch 2 のブロックデータをゾーン 1 のみに記録する。この場合、アクセス時間は 0 となる。

10 ステップ 3 : 24 Mbps (4 ch 記録) の総合要求性能に対して、アクセス時間 (100 ms) を含めても総合保持性能 ($= (27.5 + 30) \times 0.9 / 2$) が該総合要求性能を上回るゾーン 5 とゾーン 6 を選択して、Ch 1 ~ Ch 4 のブロックデータを、ゾーン 5 とゾーン 6 に交互に記録する。

15 図 5 4 は、上述した第 2 の実施例のステップ 1 ~ 3 の記録方法を具体的に示す図である。

ステップ 1 の場合は、同図 (a) に示すように、まず、ゾーン 2 に Ch 1、Ch 2、Ch 3 のブロックデータをシーケンシャルに記録し、次に、ゾーン 3 に 50 ms で移動し、ゾーン 2 に Ch 1、Ch 2、Ch 3 の次のブロックデータをシーケンシャルに記録する。
20 そして、再び、ゾーン 2 に 50 ms で移動し、Ch 1、Ch 2、Ch 3 の次のブロックデータをシーケンシャルに記録する。このように、3 チャンネルのブロックデータをゾーン 2 とゾーン 3 に交互に、シーケンシャルに分散記録していく。

25 ステップ 2 の場合は、同図 (b) に示すように、ゾーン 1 に Ch

1、C h 2、C h 1、C h 2... の順序で、ブロックデータを記録していく。

ステップ3の場合は、同図(c)に示すように、ステップS1と同様に、4チャンネルのブロックデータ(C h 1、C h 2、C h 3、C h 4)を、ゾーン5とゾーン6の間を50msで移動しながら、ゾーン5とゾーン6に交互に、シーケンシャルに分散・記録していく。

次に述べる第3の実施例は、ゾーン間の移動時間(シーク時間)に加え、処理するチャンネル数も考慮して総合保持性能を求め、それを上記各ステップの総合要求性能と比較して、性能を達成できるゾーンを選択する。この実施例は、各チャンネルのデータはなるべく分散して記録した方が、単独再生や削除の場合に都合がよいという考えを基にしている。

この結果、以下の様に、ステップ1～3の記録方法を決定する。

ステップ1：18Mbps(3ch記録)の総合要求性能に対して、アクセス時間(100ms)を含めても総合保持性能(=(20+22.5)×0.9/2)が該総合要求性能を上回るゾーン2とゾーン3を選択して、C h 1～C h 3のブロックデータを、ゾーン2とゾーン3に交互に記録する。ここでは、3チャンネルなので、ゾーン2のC h 1とC h 2のデータを、ゾーン3にC h 3のデータを記録する。

ステップ2：12Mbps(2ch記録)の総合要求性能に対しては、ゾーン1の転送レート(=17.5ms)だけで十分に対応できるが、できる限り分散記録させるという観点から、ゾーン1にC h 1のデータを、ゾーン2にC h 2のデータを記録させる。

ステップ 3 : 24 Mbps (4 ch 記録) の総合要求性能に対して、アクセス時間 (100 ms) を含めても総合保持性能 ($= (27.5 + 30) \times 0.9 / 2$) が該総合要求性能を上回るゾーン 5 とゾーン 6 を選択して、Ch 1 ~ Ch 4 のブロックデータを、ゾーン 5 とゾーン 6 に交互に記録する。この場合は、4 チャンネルの記録なので、ゾーン 5 に Ch 1 と Ch 2 のデータを、ゾーン 6 の Ch 3 と Ch 4 のデータを記録する。

図 55 は、上述した第 3 の実施例のステップ 1 ~ 3 の記録方法を具体的に示す図である。

10 ステップ 1 の場合は、同図 (a) に示すように、まず、ゾーン 2 に Ch 1、Ch 2 のブロックデータをシーケンシャルに記録し、次に、ゾーン 3 に 50 ms で移動し、ゾーン 2 に Ch 3 のブロックデータをシーケンシャル記録する。そして、再び、ゾーン 2 に 50 ms で移動し、Ch 1、Ch 2 の次のブロックデータをシーケンシャルに記録する。そして、再び、ゾーン 3 に 50 ms で移動し、ゾーン 3 に Ch 3 の次のブロックデータをシーケンシャルに記録する。以上のような動作を繰り返しながら、3 チャンネルのブロックデータをゾーン 2 とゾーン 3 に交互に分散記録していく。

20 ステップ 2 の場合は、同図 (b) に示すように、ゾーン 1 とゾーン 2 に、それぞれ、Ch 1 と Ch 2 のブロックデータを交互に記録していく。

25 ステップ 3 の場合は、同図 (c) に示すように、一方の 2 チャンネルのブロックデータ (Ch 1、Ch 2) と他方の 2 チャンネルのブロックデータ (Ch 3、Ch 4) を、ゾーン 5 とゾーン 6 の間を 50 ms で移動しながら、ゾーン 5 とゾーン 6 に交互に分散・記録

していく。

ところで、上記アクセス時間は、ヘッドの移動の途中では、移動するトラック間距離に比例すると考えられるが、移動の最初と移動の終了の際には、それぞれ、加速と減速が生じるので、アクセス時間には、厳密には非線形的なファクタが加わる。上記実施例では、
5 ゾーン間の移動なので、数千トラック間の移動が常時行われ、アクセス時間はトラック間距離に比例すると考える。そこで、隣接するゾーン間の移動時間を往復 100 ms（片道 50 ms）とみなし、1 秒間でみれば、転送速度の 10 % が無駄になると考えれば、このオー
10 バヘッドにゾーン間の距離（ゾーン番号差）を乗算すれば、アクセス時間による転送速度の低下を算出できる。

よって、隣接ゾーン間の往復アクセス時間を ms 単位で表現すると、実行の総合保持性能は、下記の式（1）で表現できる。

実行総合保持性能 = { (片方ゾーンの転送速度) + (他方ゾーンの転送速度) } / 2 × { 100 % - { (ゾーン間距離) × (隣接ゾーン間の往復アクセス時間) / 10 } % } ... (1)
15

第 3 の実施例において、ステップ 1 のように、処理するチャンネル数が奇数である場合には、2 つのゾーンの内、どちらに、より多数のチャンネルを記録するかにより、上記式（1）の第一項が若干
20 変わることになる。

次に、図 5 6 から図 5 9 のフローチャートを参照して、上述した図 5 3 に例示した第 1 実施例を実現するアルゴリズムを説明する。本フローチャートでも、上述した実施形態と同様に、Stream、Empty、及び Full のリストを使用するものとする。

25 まず、Stream (1) ~ (m) を初期化する。尚、この実施

例では、ガーベージコレクションは行いものとし、相手 *stream* は “0” とする。また、総合要求性能を求めるために使用する各チャンネルの要求速度 *Channel-rate* (1) ~ (m) を MPEG 2 の要求性能（ここでは、6 Mbps とする）に設定する。

- 5 また、さらに、*Empty* [1] ~ [2n] 及び *Full* [1] ~ [2n] を初期設定する。また、各ゾーン 1 ~ 2n の転送速度を、*Zone-rate* [1] ~ [2n] に設定する。また、これから記録していく片方ゾーンを示す変数 *inz* を “1” に、他方ゾーンを示す変数 *ouz* を “2n” に設定する。この変数 *ouz* に対する
- 10 る “2n” の設定処理は、内周及び外周に含まれるゾーン数を偶数に設定する処理である。

また、さらに、総合要求性能を示す変数 *tc* を “0” に設定する。また、要求性能に見合う性能があるか（記録可能かどうか）を示すフラグ *cont* を “0” に設定する（ステップ S 1 6 1）。

- 15 上記初期化処理に続いて、命令の種類を判断する（ステップ S 1 6 2）。そして、1 *ch* 記録または 2 *ch* 記録のいずれでもなければ、図 5 8 のステップ S 1 8 2 に進む。図 5 8 のフローチャートに示すステップ S 1 8 2 ~ S 1 8 9 の処理は、上述した図 4 0 のステップ S 1 4 7 ~ S 1 5 4 の空きゾーンを選択する処理と同様である
- 20 ので、ここでは、説明を省略する。

- また、ステップ S 1 6 2 で 1 *ch* 記録の命令であると判断すれば、図 5 9 のフローチャートのステップ S 1 9 0 に進む。図 5 9 のフローチャートに示すステップ S 1 9 0 ~ S 1 9 6 の処理は、上述した図 3 9 のステップ S 1 3 3 ~ S 1 3 9 処理と同様であるので、ここ
- 25 では、説明を省略する。

また、ステップ S 1 6 2 で $k c h$ 記録 ($k > 1$) の命令であれば、 $k c h$ 記録に対する総合要求性能に見合う総合保持性能を持つ 2 つのゾーンを選択する処理を行う (ステップ S 1 6 3)。

この選択処理では、以下の (1)、(2) の処理を行う。

5 (1) $k c h$ 記録に対する総合保持性能 $t c$ を求める。

(2) 内周側のゾーンからみて、その内周側のゾーンから外周側のゾーンに向かって、総合保持性能 $t z$ を求め、 $t z > t c$ の条件を満たす 2 つの該当ゾーンを探す。そして、該当ゾーンがみつければ、 $c o n t$ に “1” を設定する。

10 次に、 $c o n t$ が “1” であるか判断する (ステップ S 1 6 4)。そして、 $c o n t = 0$ ならば記録不可能と判断し、処理を停止する。一方、 $c o n t = 1$ ならば、ステップ S 1 6 3 で求められた 2 つのゾーン I, J を、それぞれ、選択された内周ゾーン $i n z$ 、外周ゾーン $o u z$ とする。また、最初に記録を実行する $c h a n n e l$ (チャンネル) を “1” とする (ステップ S 1 6 5)。

次に、 $E m p t y$ リストを検索して、内周のゾーン $i n z$ から、各ゾーンの空き領域を探索し、空き領域を有するゾーンを見つけ出す (ステップ S 1 6 6)。続いて、ステップ S 1 6 6 で見つけ出されたゾーン I の $E m p t y [I]$ のリストに従い、ゾーン I に $c h a n n e l$ の示すチャンネルのデータを 1 ブロック記録する。次に、 $S t r e a m (c h a n n e l)$ に、記録された最終アドレスまでの 1 ブロック分のデータのリストを登録する。さらに、 $E m p t y [I]$ に (最終アドレス + 1, 残りのデータ量) ($E n d$) のリストを登録し、 $F u l l [I]$ に (ゾーン I の先頭アドレス, 記録データ量) ($E n d$) のリストを登録する。そして、 $c h a n n$

20
25

e l の値を “1” インクリメントする（ステップ S 1 6 7）。

次に、c h a n n e l > k であるか判断し（ステップ S 1 6 8）、
c h a n n e l > k でなければ、ステップ S 1 6 7 に戻る。ステッ
5 プ S 1 6 8 の判断は、k チャンネルの 1 ブロックのデータの記録が
終了したか判断する処理であり、ステップ S 1 6 8 で c h a n n e
l > k と判断するまで、ステップ S 1 6 7 の処理を繰り返す。

そして、ステップ S 1 6 8 で k チャンネルの記録が終了したと判
断すると、c h a n n e l を “1” に初期化し（ステップ S 1 6 9）、
次に、E m p t y [I] のリスト領域の全てを記録したか判断する
10 （ステップ S 1 7 0）。そして、まだ、全て記録していなければ、
ステップ S 1 7 2 に進む。一方、全て記録していれば、E m p t y
[I] のリストを E n d （データ量無し）とする。また、F u l l
[I] のリストは、対象ゾーンの全領域が記録されたとして、（ゾ
ーン I の先頭アドレス、ゾーン I のデータ量）（E N D）とする。
15 そして、I を “1” インクリメントする（ステップ S 1 7 1）。

次に、記録が終了したか判断し（ステップ S 1 7 2）、記録が終
了していれば次の内周ゾーンへのデータの記録の起点となる
inner-zone を “I” とし（ステップ S 1 7 3）、ステップ S 1 6 2
に戻る。一方、記録が終了していなければ、外周側のゾーンへの記
20 録に移るために、E m p t y リストを検索して、外周側のゾーン o
u z から空き領域の有るゾーン J を見つけ出す（ステップ S 1 7
4）。

続いて、E m p t y [J] のリストに従い、ゾーン J に c h a n
n e l の示すチャンネルのデータを 1 ブロック記録する。そして、
25 S t r e a m (J) に、記録された最終アドレスまでの 1 ブロック

分のデータのリストを追加する。次に、Empty [J] には（最終アドレス+1，残りデータ量）（End）のリストを登録し、Full [J] には（ゾーンJの先頭アドレス、記録データ量）のリストを登録する。そして、channelの値を“1”インクリメントする（ステップS175）。

次に、channel > kであるか判断する（ステップS176）。この判断は、ステップS168と同様にkチャンネルの1ブロックのデータの記録が終了したか判断する処理であり、ステップS176でchannel > kと判断するまで、ステップS175の処理を繰り返す。

そして、ステップS176でkチャンネルの記録が終了したと判断すると、channelを“1”に初期化し（ステップS177）、次に、Empty [J] のリスト領域の全てを記録したか判断し（ステップS178）、まだ、全て記録していなければ、ステップS180に進む。一方、全て記録していれば、Empty [J] のリストをEnd（データ量無し）とする。また、Full [J] のリストは、対象ゾーン的全領域が記録されたとして、（ゾーンJの先頭アドレス、ゾーンJのデータ量）（END）とする。そして、Jを“1”インクリメントする（ステップS179）。

次に、記録が終了したか判断し（ステップS180）、記録が終了していれば次の外周ゾーンへのデータの記録の起点となるouter-zoneを“J”とし（ステップS181）、ステップS162に戻る。一方、記録が終了していなければ、ステップS166に戻る（片方のゾーンに再度、移る）。

以上説明した、図56から図59のフローチャートでは、選択さ

れた2つのゾーンにkチャンネルのブロックデータをまとめて、交互に記録する場合を示している。このフローチャートの中で、総合要求性能に対して、その性能を上回る総合保持性能を持つ2つのゾーンを選択する処理は、ステップS163に開示されている。ステップS163の処理は、第1の実施例の場合に対応しているが、第2の実施例に対応する場合には、前記式(1)に従って総合保持性能 t_z を求めればよい。また、第3の実施例に対応する場合には、要求チャンネル数kに応じて、ステップS166～S173の処理と、ステップS174～S181の処理を切り分けるようにすればよい。

次に、ZCLVに基づき回転制御を行うディスクに対して、複数チャンネルのデータの同時記録を実行するディスクアクセス制御方式において、ゾーン当たりの記録容量が多いゾーン（主に外周ゾーン）を優先して、該複数チャンネルのデータを該ゾーン内に集中して、交互に記録する実施形態について説明する。

図60は、この実施形態のアルゴリズムを説明するフローチャートである。

同図のフローチャートに示す処理は、上述した図56のフローチャートのステップS162でkch記録の命令であると判断された場合に実行される処理であり、図56から図57のフローチャートのステップS163～S181の処理を代替するものである。

したがって、図60のフローチャートに示す処理は、図56のステップS161の後、ステップS162でkch記録命令と判断されたとき呼び出され、処理終了後、図56のステップS162に戻るサブルーチンとして捉えることができる。

図 60 のフローチャートの説明を開始する。

まず、E m p t y リストを探索し、外周側のゾーン (outer-zone) から内周側のゾーンに 1 ゾーンずつ移動しながら、空き領域を有するゾーン J を見つけ出す (ステップ S 2 0 1)。

- 5 次に、E m p t y [J] のリストに従い、ゾーン J の空き領域に c h a n n e l の示すチャンネルのデータを 1 ブロック記録する。次に、S t r e a m (c h a n n e l) にゾーン J に記録された該 1 ブロック分のデータの最終アドレスまでのリストを追加する。続いて、E m p t y [J] に、(該最終アドレス + 1, 残りのデータ
10 量) (E n d) のリストを登録し、F U L L [J] に、(ゾーン J の先頭アドレス、記録データ量) (E n d) のリストを登録する。そして、c h a n n e l の値を “1” インクリメントする (ステップ S 2 0 2)。

- 続いて、c h a n n e l > k であるか判断し (ステップ S 2 0 3)、
15 c h a n n e l > k でなければ、ステップ S 2 0 2 に戻る。このようにして、ステップ S 2 0 3 で c h a n n e l > k、すなわち、k チャンネルの 1 ブロックデータ記録が全て終了したと判断するまで、ステップ S 2 0 2 の処理を繰り返す。

- そして、ステップ S 2 0 3 で k チャンネルの 1 ブロックデータ記
20 録が全て終了したと判断すると、c h a n n e l を “1” に初期化し (ステップ S 2 0 4)、続いて、E m p t y [J] のリスト領域 (ゾーン J の空き領域) を全て記録したか判断し (ステップ S 2 0 5)、まだ、全て記録していなければステップ S 2 0 7 に進む。一方、全て記録していれば、E m p t y [J] に E n d を登録する。
25 また、F U L L [J] に (ゾーン J の先頭アドレス、ゾーン J のデ

ータ量) (End) のリストを登録する。そして、J を “1” デクリメントして対象ゾーンを 1 つ内周側に移す (ステップ S 2 0 6)。

次に、記録が終了したか判断し、まだ、記録が終了していなければ、ステップ S 2 0 1 に戻り、1 ゾーンだけ内周側のゾーンへの記録に移る。一方、記録が終了していれば、次のデータの記録の起点となるゾーンを示す outer-zone を J に設定し (ステップ S 2 0 7)、図 5 6 のステップ S 1 6 2 に戻る。

以上述べた Z C L V の回転制御方式によるディスクの場合、どのゾーンも転送速度が一定であるため、ゾーンを移すメリットはなく、逆にゾーンを移動するとシーク時間等によるアクセス時間のロスが大きい。したがって、この場合、複数ゾーンを使用せず、記録容量の多い外周側のゾーンから、順次、内周側のゾーンに移動して、k チャンネルのブロックデータを同一ゾーンにシーケンシャルに連続して記録することが効果的である。

上述した図 3 1 から図 6 0 に示したディスクに対する処理を実現するプログラムは、図 1 2 に示すストレージシステムのディスクアクセス制御用 M P U 6 1 によって実行される。すなわち、図 3 0 に示すマイクロプロセッサ 7 1 とメモリ 7 2 を有する M P U 6 1 によって実行される。この場合、M P U 6 1 が実行するプログラムは可搬記録媒体 7 4 に格納され、この可搬記録媒体 7 4 が媒体駆動装置 7 3 に装着されることにより、M P U 6 1 は、媒体駆動装置 7 3 をアクセスして可搬記録媒体 7 4 に格納されたプログラムをメモリ 7 2 にロードして実行する。

また、プログラムは、公衆回線、専用回線、インターネット等の各種ネットワークを介してダウンロードすることも可能である。こ

のような形態の場合、例えば、情報提供業者がプログラムを管理して、プログラムが更新された場合、直ちに、該情報提供業者からダウンロードするようにすることも可能である。また、該情報提供業者が、プログラムの保守をネットワークを介して遠隔実行することも可能である。

以上、述べたように、本発明によれば、実際の書き込みデータの転送レートに従って終了期限を決め、それに基づいてディスクアクセスのスケジューリングを行うことで、多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。また、リアルタイムの複数の書き込み要求に対して書き込み領域による転送レートの違いを利用することで、処理が効率化され、さらに多数のチャンネルの記録／再生が可能になる。

また、本発明では、ランド・グループ記録方式の記録媒体に対して2チャンネルの同時記録を行う場合、グループ及びランドの記録領域の連続性を利用して、一方のチャンネルのデータをグループに他方のチャンネルのデータをランドに沿って記録することで、記録を高速に実行できると共に、その後の各チャンネルの再生、削除なども高速に行うことができ、ガーベジコレクションの実行回数も削減できる。

また、Z C A Vに基づく回転制御を行うディスクに対して、複数チャンネルのデータを同時記録する際、総合要求性能（複数チャンネルの同時記録に対する各要求性能の総和）以上の総合保持性能（記録されるゾーンが持つ転送性能の平均）を有する複数ゾーンを選択し、該複数ゾーンに上記複数チャンネルのデータを分散・記録することで、複数チャンネルのデータの同時記録の高速実行や、その後の各チャンネルの再生、削除などを容易に行うことができる。

また、さらに、ZCLVの回転制御方式によるディスクに対する複数チャンネルの同時記録に対しては、複数ゾーンを使用せず、記録容量の多い外周側のゾーンから、順次、内周側のゾーンに移動して、各チャンネルのブロックデータを同一ゾーンにシーケンシャルに連続して記録することにより、高速な記録が可能となる。

産業上の利用可能性

本発明は、ホームネットワークにおける映像／音声データの処理だけでなく、複数チャンネルのデータをリアルタイムで処理しなければならないような任意の用途に適用することができる。例えば、処理対象のデータをコンピュータシステムへ取り込む場合にも、同様の制御が可能である。また、アクセス対象としては、磁気ディスク、光ディスク、光磁気ディスク等のディスク型記録媒体を始めとして、メモ리카ード等も含む任意の記録媒体を用いることができる。

請求の範囲

1. 記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御装置であって、データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の
5 終了期限を決定し、該終了期限の早い順に前記複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定するスケジューリング手段と、
前記実行スケジュールに従って前記複数のアクセス要求の実行を制御する制御手段と
を備えることを特徴とするアクセス制御装置。
- 10 2. 前記スケジューリング手段は、前記記録媒体からデータを読み出す要求に対して、読み出しデータの書き込み時の終了期限に関する情報に基づいて、読み出し処理の終了期限を決定することを特徴とする請求項 1 記載のアクセス制御装置。
3. 前記制御手段は、前記記録媒体へのデータ書き込む要求を受け付けた場合、送られてきたデータのうちダミーデータを除く有効
15 データのみ、書き込みデータとしてバッファリングするバッファ手段を含み、前記スケジューリング手段は、該バッファ手段が該有効データを所定領域にバッファリングするのに要する時間に基づいて、書き込み処理の終了期限を決定することを特徴とする請求項 1 記載
20 のアクセス制御装置。
4. 前記制御手段は、前記書き込み処理の終了期限に関する情報を、前記書き込みデータと共に記録媒体に書き込む制御を行うことを特徴とする請求項 3 記載のアクセス制御装置。
5. 前記制御手段は、前記記録媒体からデータを読み出す要求を受け付けた際、読み出しデータの書き込み時におけるダミーデータ
25

と有効データの転送順序に従って、該読み出しデータにダミーデータを付加して送り出す制御を行うことを特徴とする請求項 3 記載のアクセス制御装置。

6. ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御装置であって、

前記記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、該複数の書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定する決定手段と、

各書き込み要求で指定された書き込みデータを、前記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行う制御手段と

を備えることを特徴とするアクセス制御装置。

7. 前記決定手段は、前記書き込み要求の数及び前記複数の書き込み要求の転送レートの総和のうち少なくとも一方に基づき、前記書き込み領域を決定することを特徴とする請求項 6 記載のアクセス制御装置。

8. 記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御方法であって、データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定し、

前記終了期限の早い順に前記複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定し、

前記実行スケジュールに従って前記複数のアクセス要求の実行を制御する

ことを特徴とするアクセス制御方法。

9. ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理するアクセス制御方法であって、

前記ディスク型記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、該複数の書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定し、

- 5 各書き込み要求の書き込みデータを前記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行う
- ことを特徴とするアクセス制御方法。

10 10. 記録媒体への複数のアクセス要求を処理する処理装置のためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体であって、

- 10 データの転送レートの変化に応じてアクセス処理の終了期限を決定するステップと、

前記終了期限の早い順に前記複数のアクセス要求の実行スケジュールを設定するステップと、

- 15 前記実行スケジュールに従って前記複数のアクセス要求の実行を制御するステップと

を含む処理を前記コンピュータに実行させるためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

- 20 11. ディスク型記録媒体への複数のアクセス要求を処理する処理装置のためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体であって、

前記ディスク型記録媒体へデータを書き込む複数の書き込み要求に対して、該複数の書き込み要求に対応する複数の書き込み位置が互いに近接するように、書き込み領域を決定するステップと、

- 25 各書き込み要求の書き込みデータを前記書き込み領域にシーケンシャルに書き込む制御を行うステップと

を含む処理を前記コンピュータに実行させるためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

1 2. Z C A Vに基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置であって、

5 前記記録媒体上のゾーンの転送速度が平均化されるように、前記記録媒体から複数ゾーンを選択する選択手段と、

前記複数チャンネルのデータが、該選択された複数のゾーンに分散・記録されるように制御する制御手段と、

を備えることを特徴とするアクセス制御装置。

10 1 3. Z C A Vに基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置であって、

該各チャンネルのデータの記録要求性能の総和である総合要求性能以上の転送速度平均を持つ複数のゾーンを、前記記録媒体から選択する選択手段と、

15 該選択された複数のゾーンに前記複数チャンネルのデータが分散・記録されるように制御する制御手段と、

を備えることを特徴とするアクセス制御装置。

1 4. Z C L Vに基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置であって、

20 複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、記録容量の多い外周ゾーンを優先的に選択する選択手段と、

前記複数チャンネルのデータが、該選択されたゾーンに集中して記録されるように制御する制御手段と、

を備えることを特徴とするアクセス制御装置。

25 1 5. ランド・グループ方式で記録が行われる記録媒体に対する

複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置であって、

複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、各チャンネルのデータが1対1対応で記録されるランドまたはグループを決定する決定手段と、

- 5 前記各チャンネルのデータが、該決定された対応するランドまたはグループに沿って分散・記録されるように制御する制御手段と、
を備えることを特徴とするアクセス制御装置。

16. 前記記録媒体が所定セクタ数のランドとグループを有する論理ゾーンに分割される記録媒体である場合、

- 10 前記制御手段は、各チャンネルのデータが、論理ゾーン単位で、ランドとグループに交互に分散・記録されるように制御することを特徴とする請求項26記載のアクセス制御装置。

17. 更に、

- あるチャンネルのデータの削除要求を受け付けた場合、そのチャンネルのデータを、それが記録されているランドまたはグループから削除する削除手段と、

- 該ランドまたは該グループと対になっている他のランドまたは他のグループに記録されている別のチャンネルのデータを、空き領域のある論理ゾーンに移動させて再記録させるガーベジコレクション手段を、

備えることを特徴とする請求項16記載のアクセス制御装置。

18. 更に、

- あるチャンネルのデータの再生要求を受け付けた場合、そのチャンネルのデータが記録されているランドまたはグループから再生データを連続して読みだす読みだし手段を備えることを特徴とする請

求項 1 5 または 1 6 記載のアクセス制御装置。

1 9. Z C A V に基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御方法であって、

前記記録媒体上のゾーンの転送速度が平均化されるように、前記
5 記録媒体から複数ゾーンを選択し、

前記複数チャンネルのデータが、該選択された複数のゾーンに分散・記録されるように制御する、

ことを特徴とするアクセス制御方法。

2 0. Z C A V に基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数
10 数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御方法であって、

該各チャンネルのデータの記録要求性能の総和である総合要求性能以上の転送速度平均を持つ複数のゾーンを、前記記録媒体から選択し、

該選択された複数のゾーンに前記複数チャンネルのデータが分散・記録されるように制御すること、
15

を特徴とするアクセス制御方法。

2 1. Z C L V に基づき回転制御が行われる記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御方法であって、

複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、記録容量の多い外周ゾーンを優先的に選択し、
20

前記複数チャンネルのデータが、該選択されたゾーンに集中して記録されるように制御する、

ことを特徴とするアクセス制御方法。

2 2. ランド・グループ方式で記録が行われる記録媒体に対する
25 複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御方法であって、

複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、各チャンネルのデータが1対1対応で記録されるランドまたはグループを決定し、

前記各チャンネルのデータが、該決定された対応するランドまたはグループに沿って分散・記録されるように制御する、

5 ことを特徴とするアクセス制御方法。

23. Z C A Vに基づき回転制御が行われるディスク型記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置のためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体であって、

10 前記ディスク型記録媒体上のゾーンの転送速度が平均化されるように、前記ディスク型記録媒体から複数ゾーンを選択するステップと、

前記複数チャンネルのデータが、該選択された複数のゾーンに分散・記録されるように制御するステップ、

15 を含む処理を前記コンピュータに実行させるコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

24. Z C A Vに基づき回転制御が行われるディスク型記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置のためのプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体

20 であって、

該各チャンネルのデータの記録要求性能の総和である総合要求性能以上の転送速度平均を持つ複数のゾーンを、前記ディスク型記録媒体から選択するステップと、

該選択された複数のゾーンに前記複数チャンネルのデータが分

25 散・記録されるように制御するステップ、

を含む処理を前記コンピュータに実行させるコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

25. ZCLVに基づき回転制御が行われるディスク型記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置のためのプログラムを記録したコンピュータが読み取り可能な記録媒体であって、

複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、記録容量の多い外周ゾーンを優先的に選択するステップと、

前記複数チャンネルのデータが、該選択されたゾーンに集中して記録されるように制御するステップ、

を含む処理を前記コンピュータに実行させるコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

26. ランド・グループ方式で記録が行われるディスク型記録媒体に対する複数チャンネルの同時記録を制御するアクセス制御装置のためのプログラムを記録したコンピュータが読み取り可能な記録媒体であって、

複数チャンネルの同時記録要求を受け付けたとき、各チャンネルのデータが1対1対応で記録されるランドまたはグループを決定するステップと、

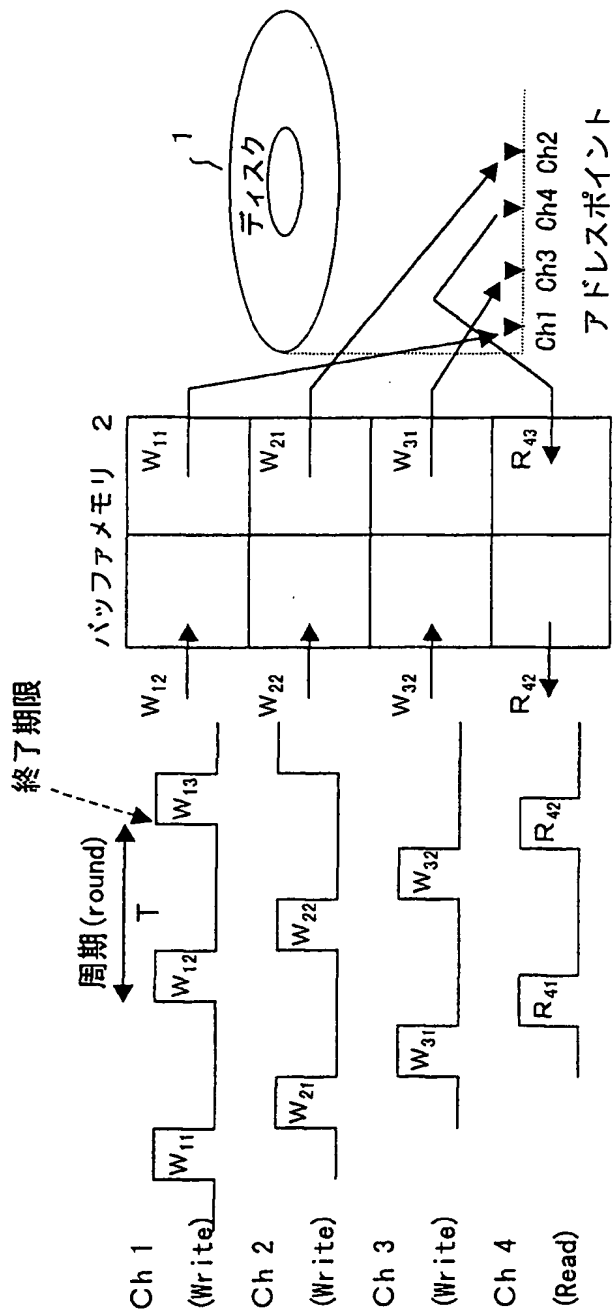
20 前記各チャンネルのデータが、該決定された対応するランドまたはグループに沿って分散・記録されるように制御するステップ、

を含む処理を前記コンピュータに実行させるコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

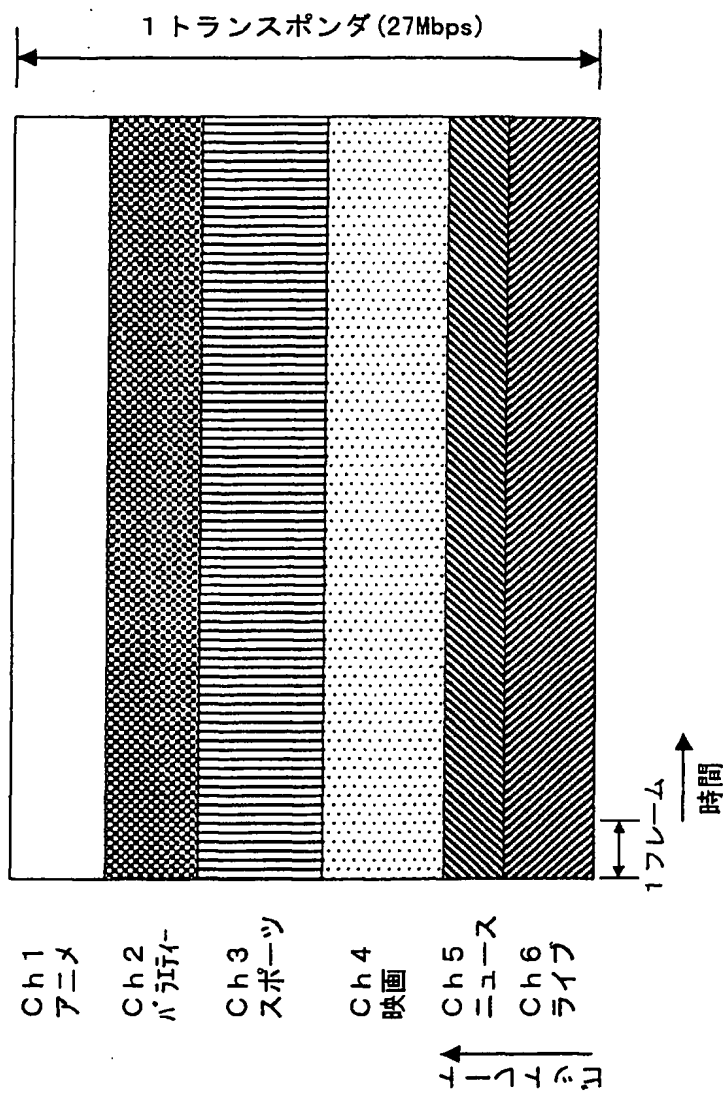
27. 前記ディスク型記録媒体が所定セクタ数のランドとグループを有する論理ゾーンに分割されるディスク型記録媒体である場合、

各チャンネルのデータが、論理ゾーン単位で、ランドとグループに交互に分散・記録されるように制御するステップを含む処理を前記コンピュータに実行させる請求項 26 記載の記録媒体。

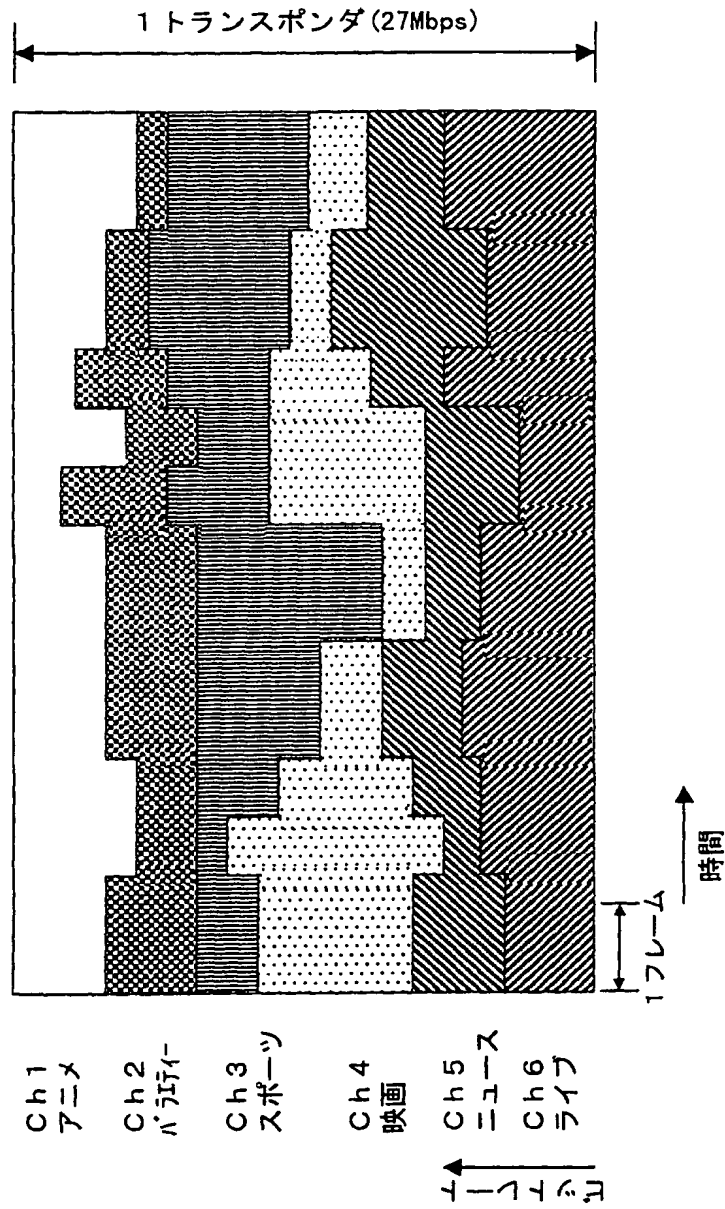
1/57

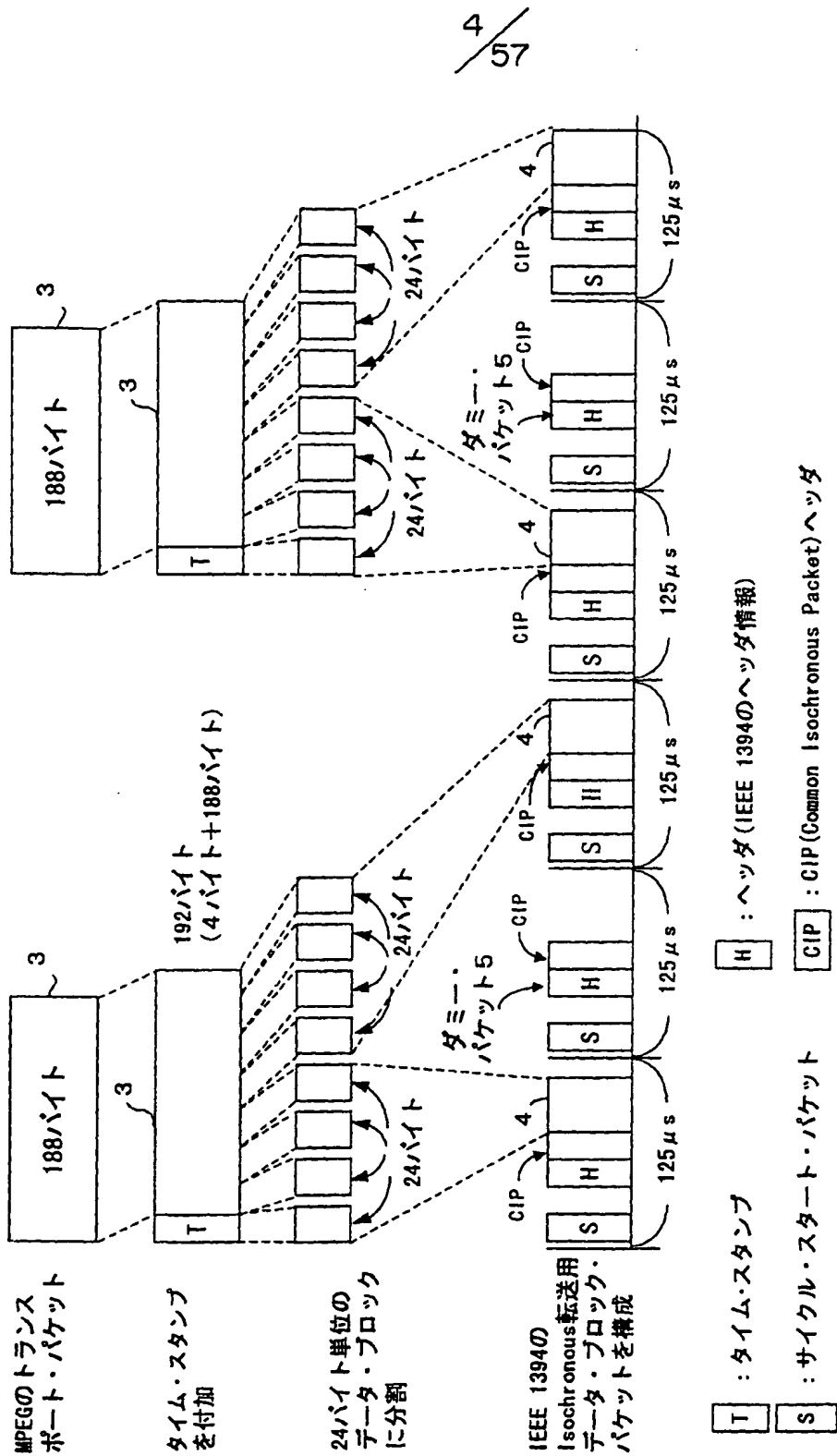


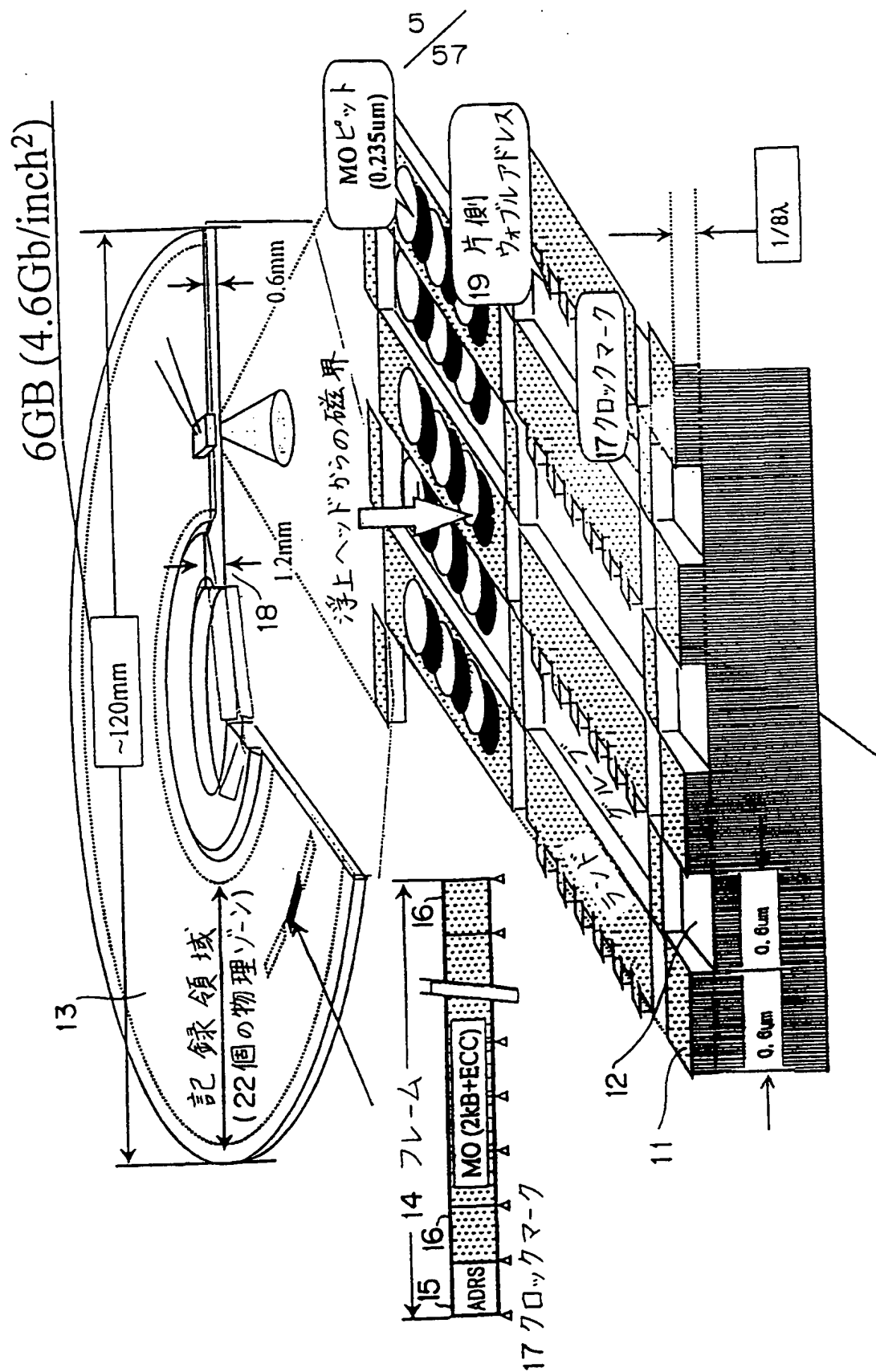
2 / 57

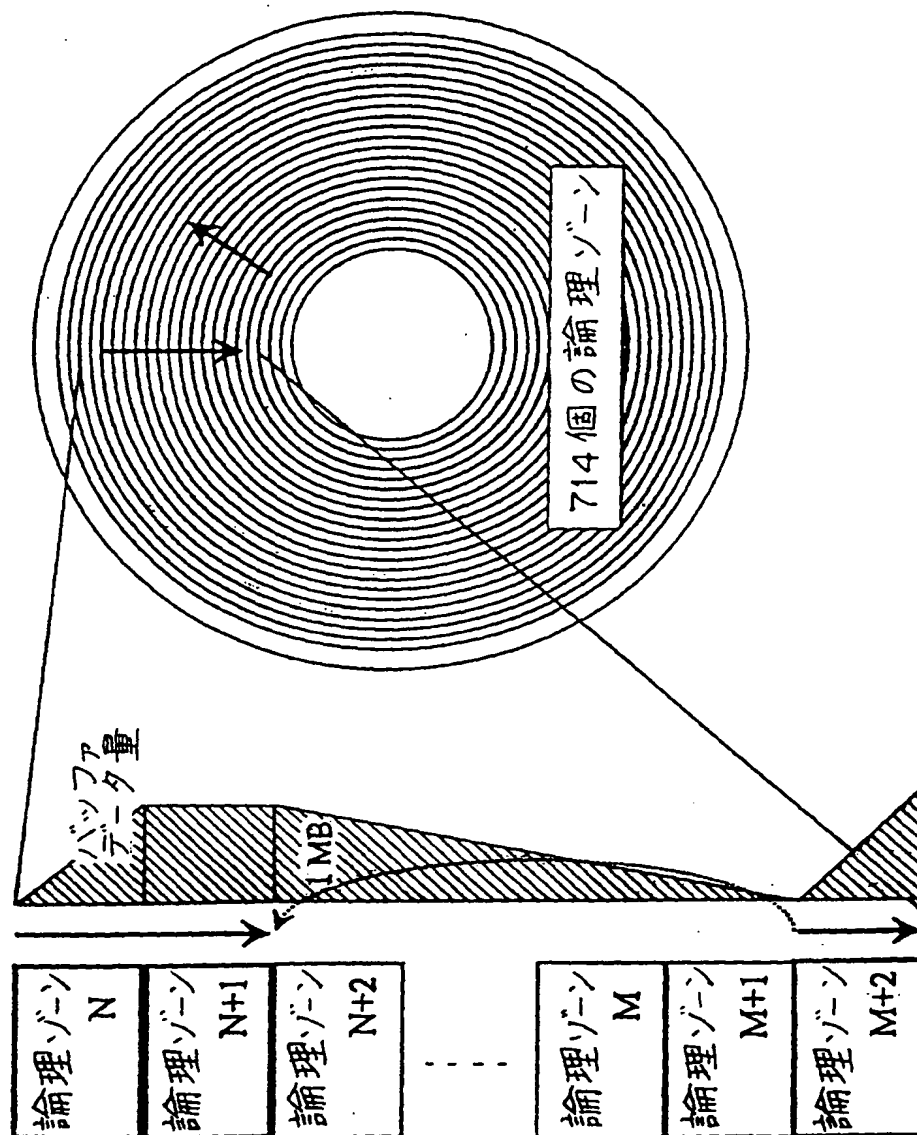


3/57

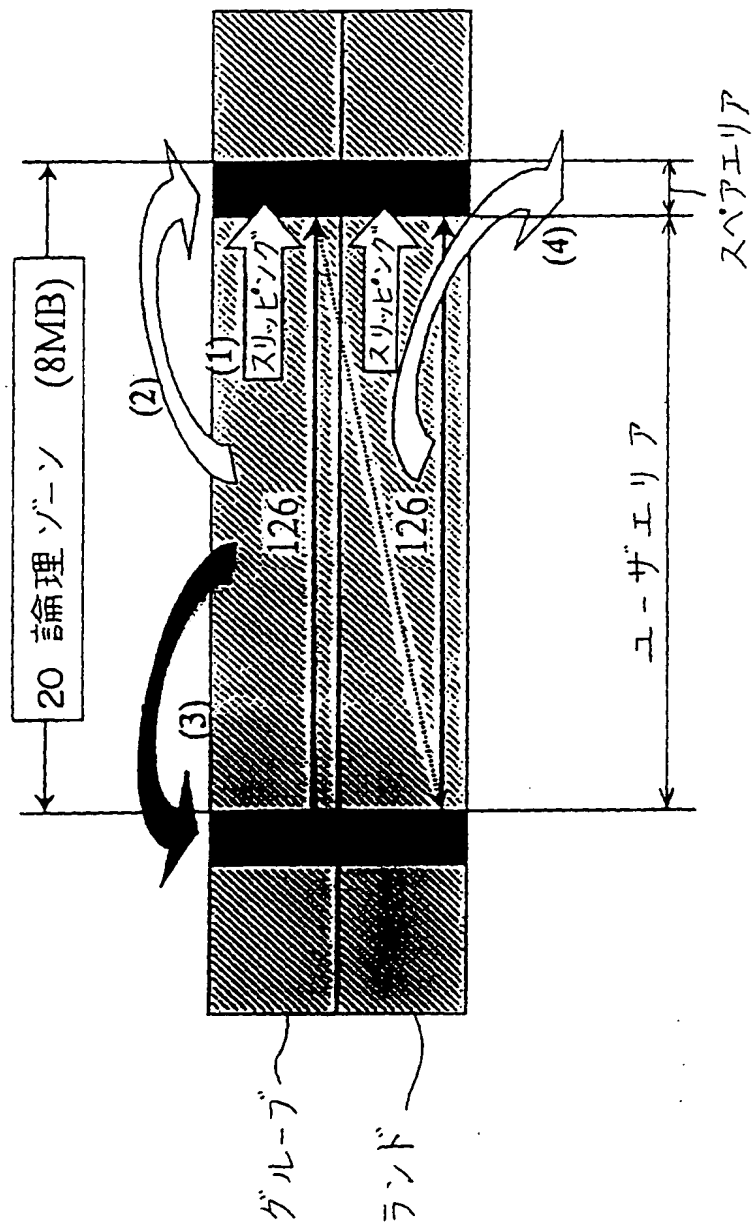


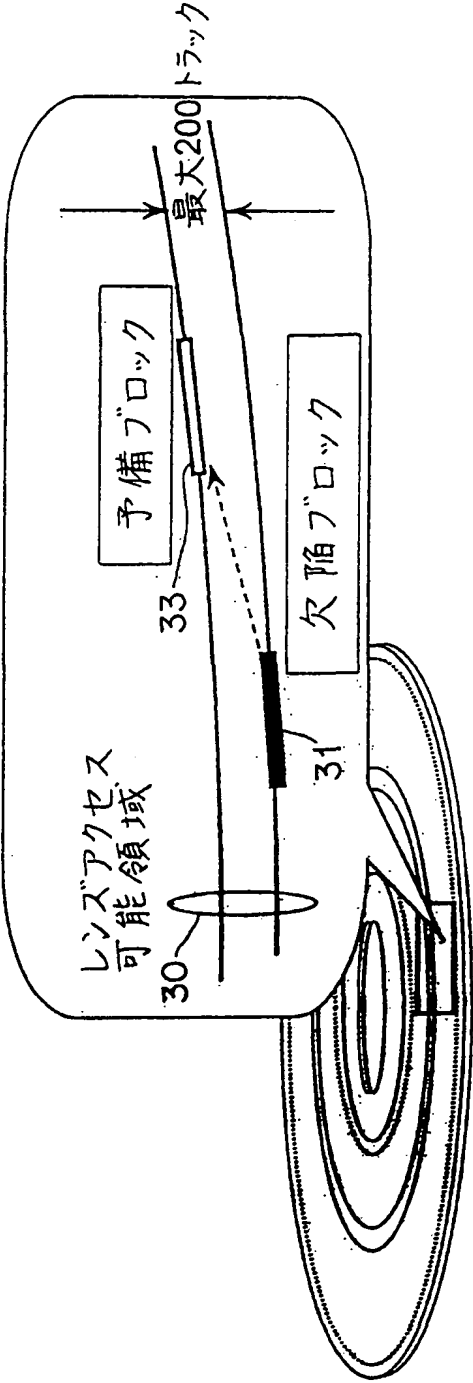


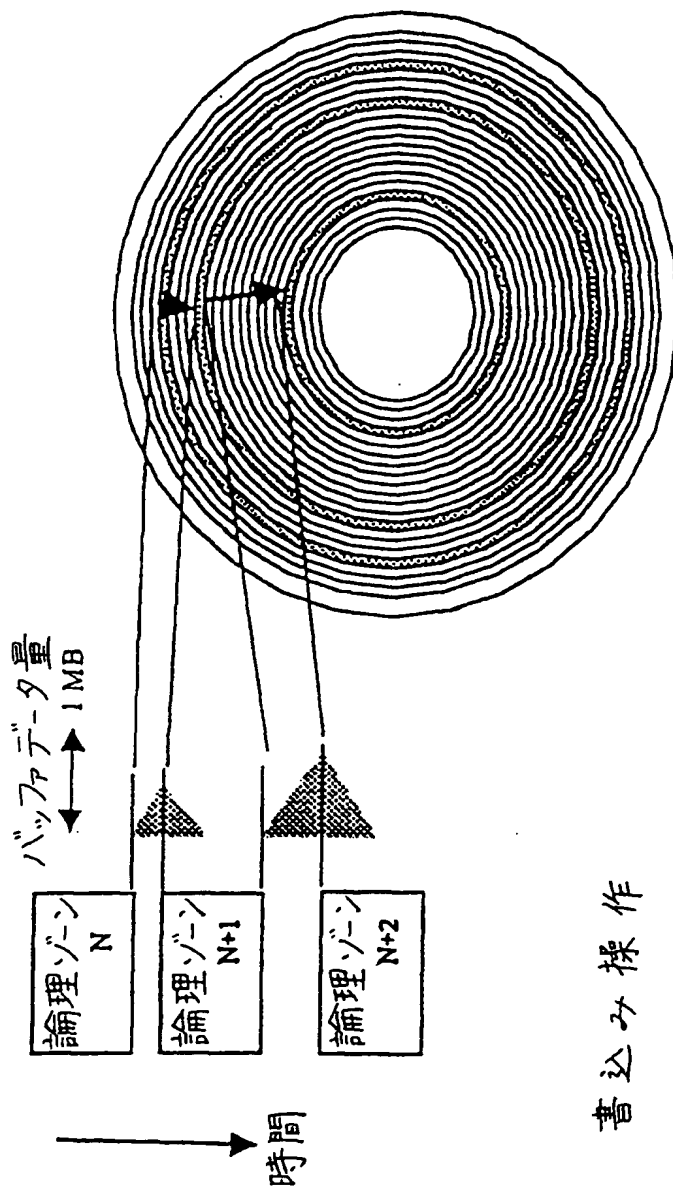


6
57

7/57

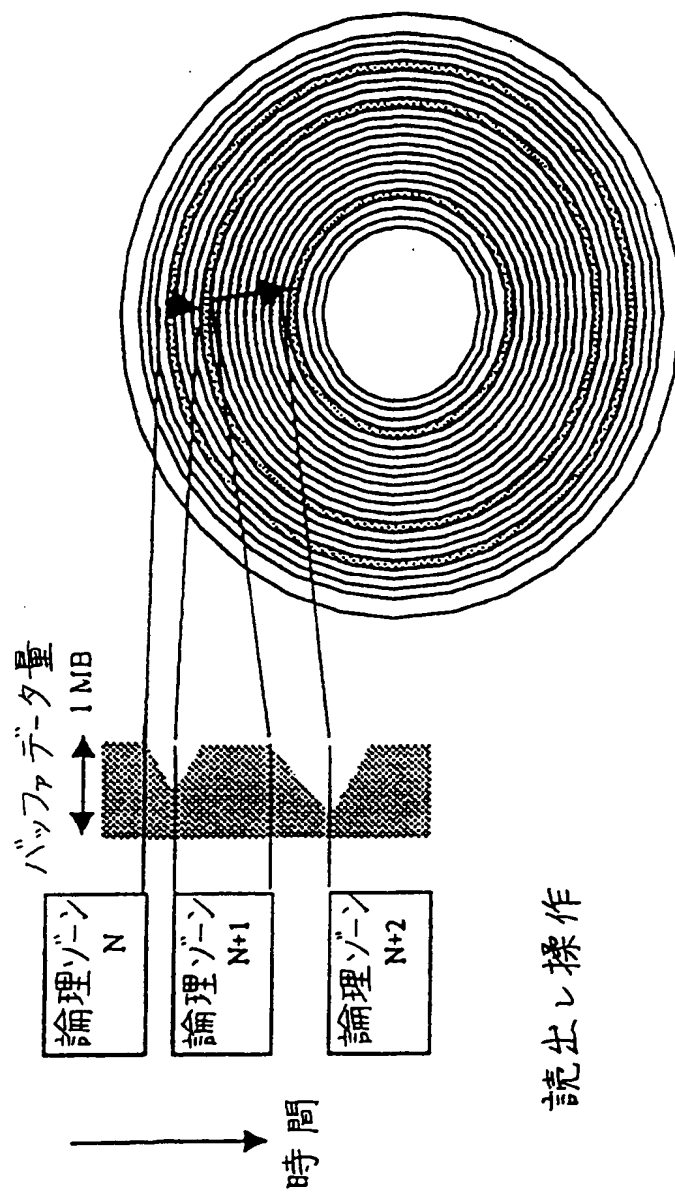




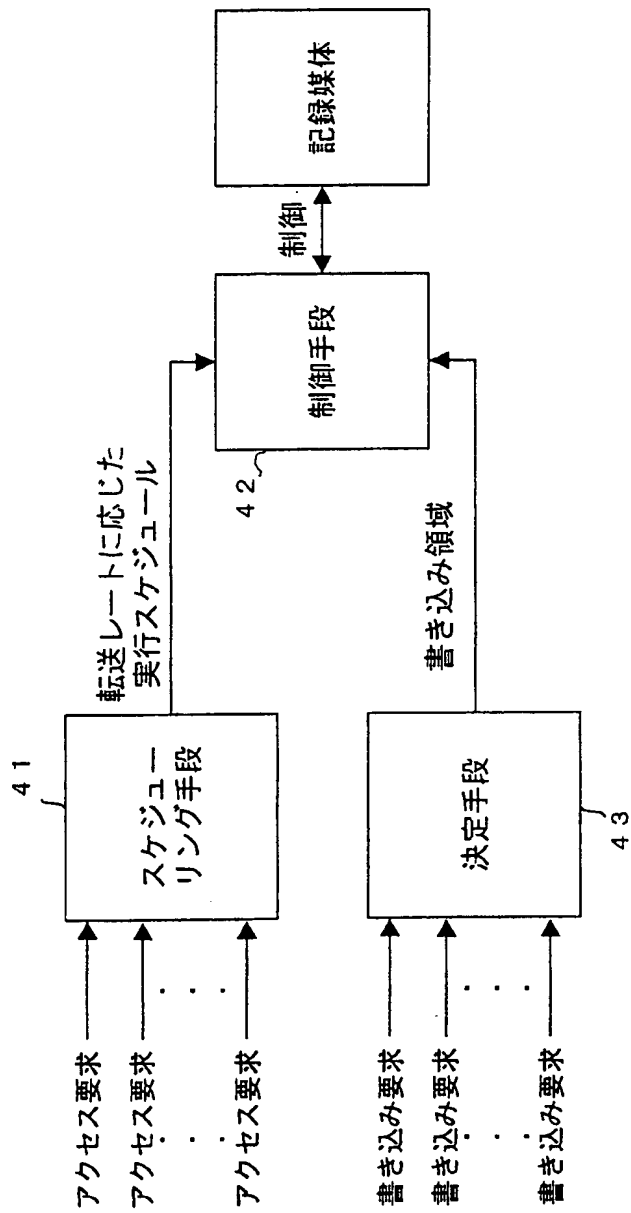


書き込み操作

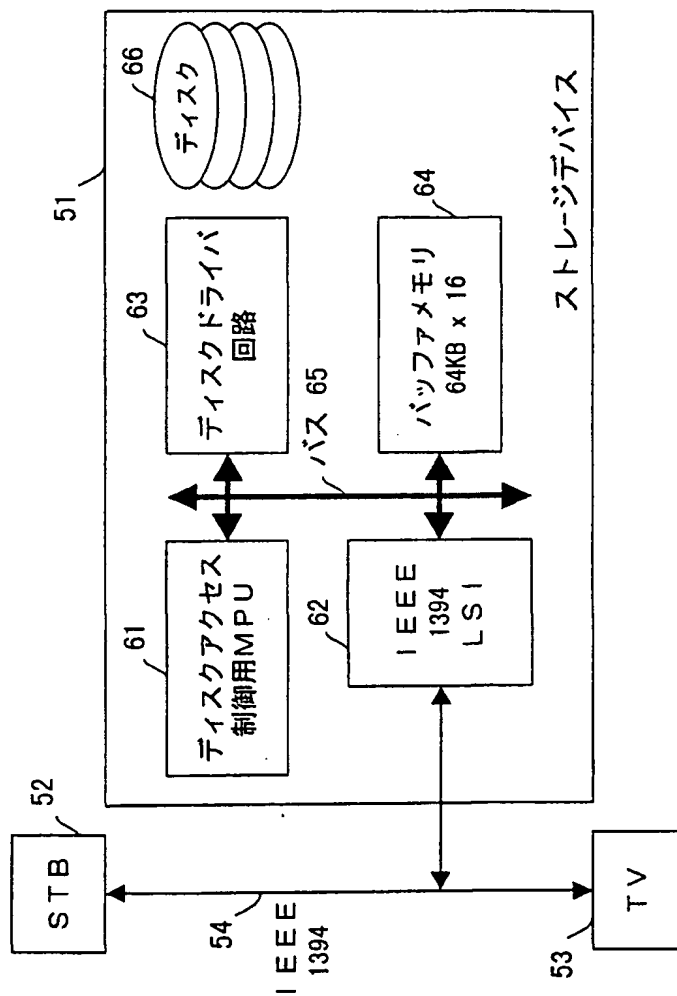
10/57



11/57



12/57



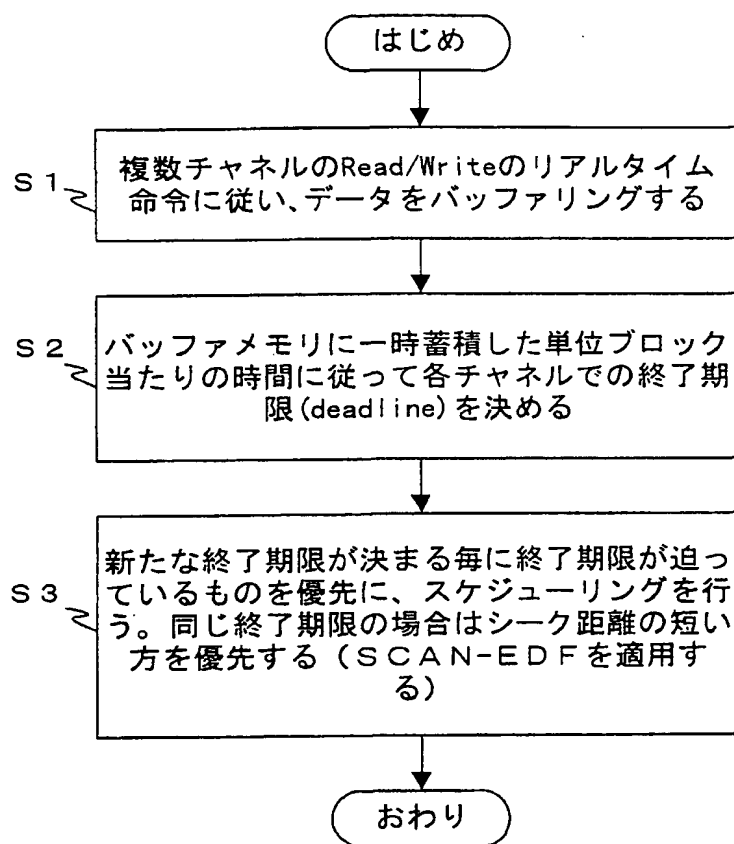
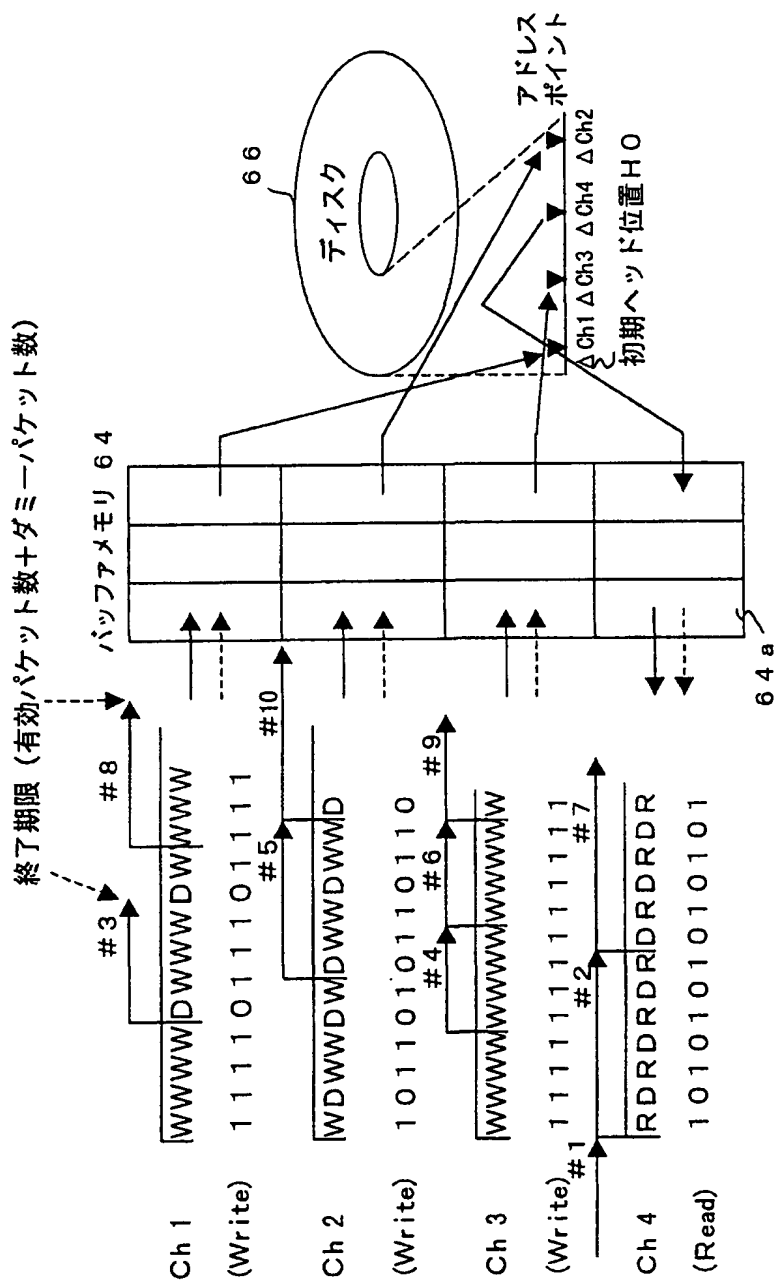
13/
57

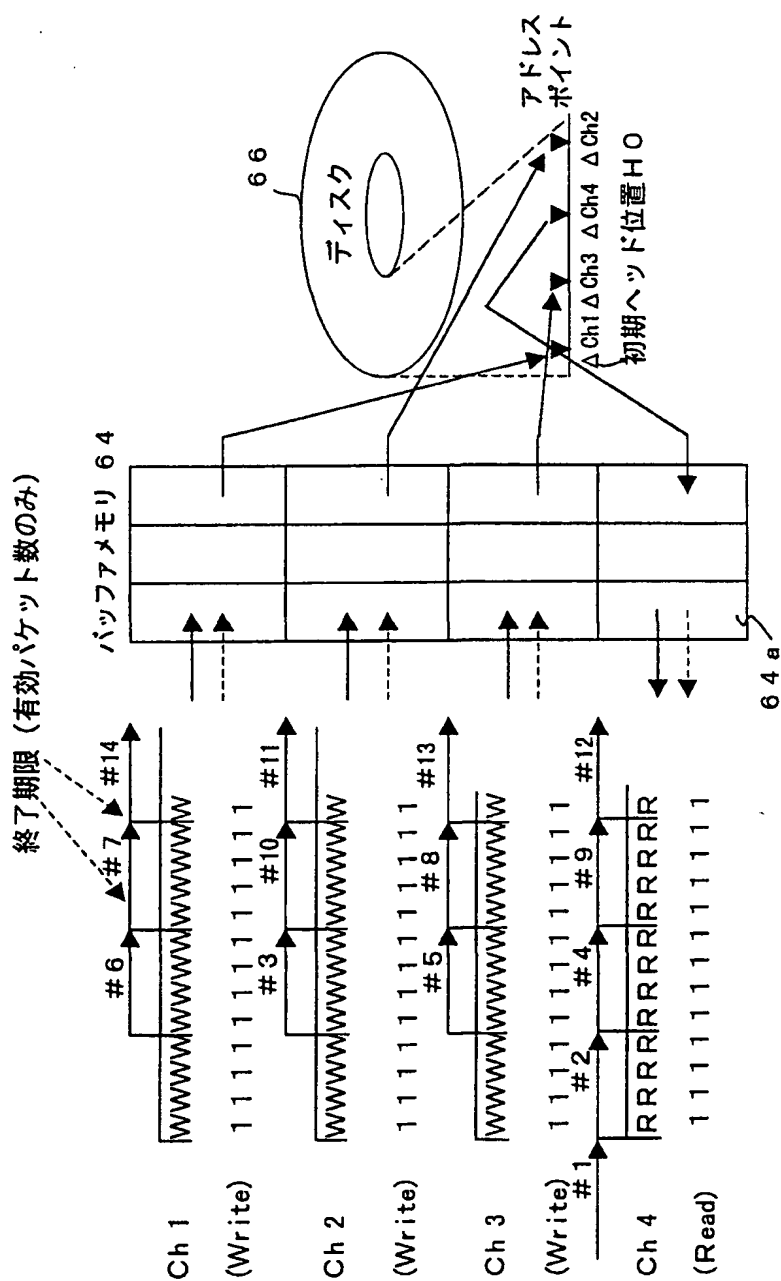
図 1 3

14
57

15 / 57

最大転送レート (バイト数/パケット数)	終了期限 情報	バイナリ データ	有効 データ
-------------------------	------------	-------------	-----------

図 1 5

16
57

17 / 57

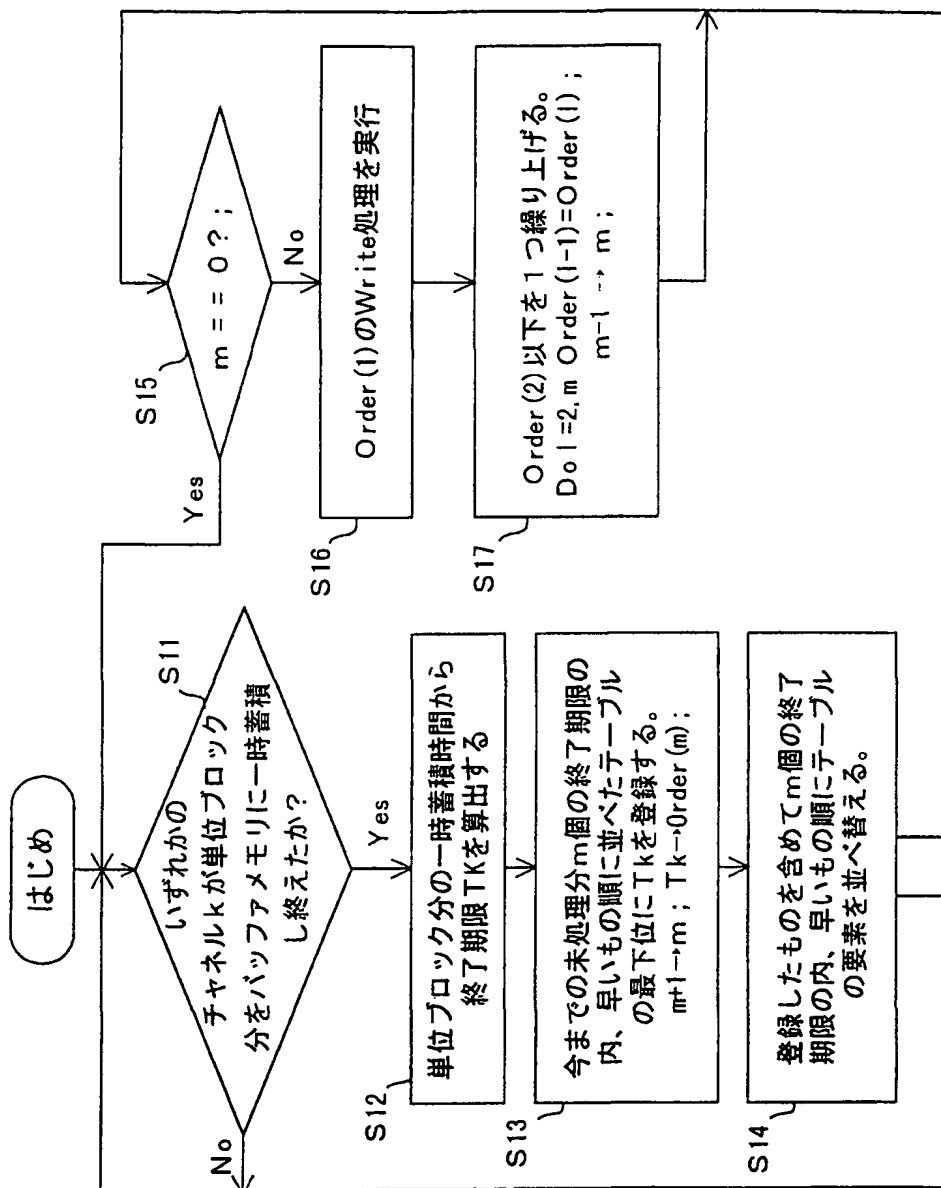
70
↓

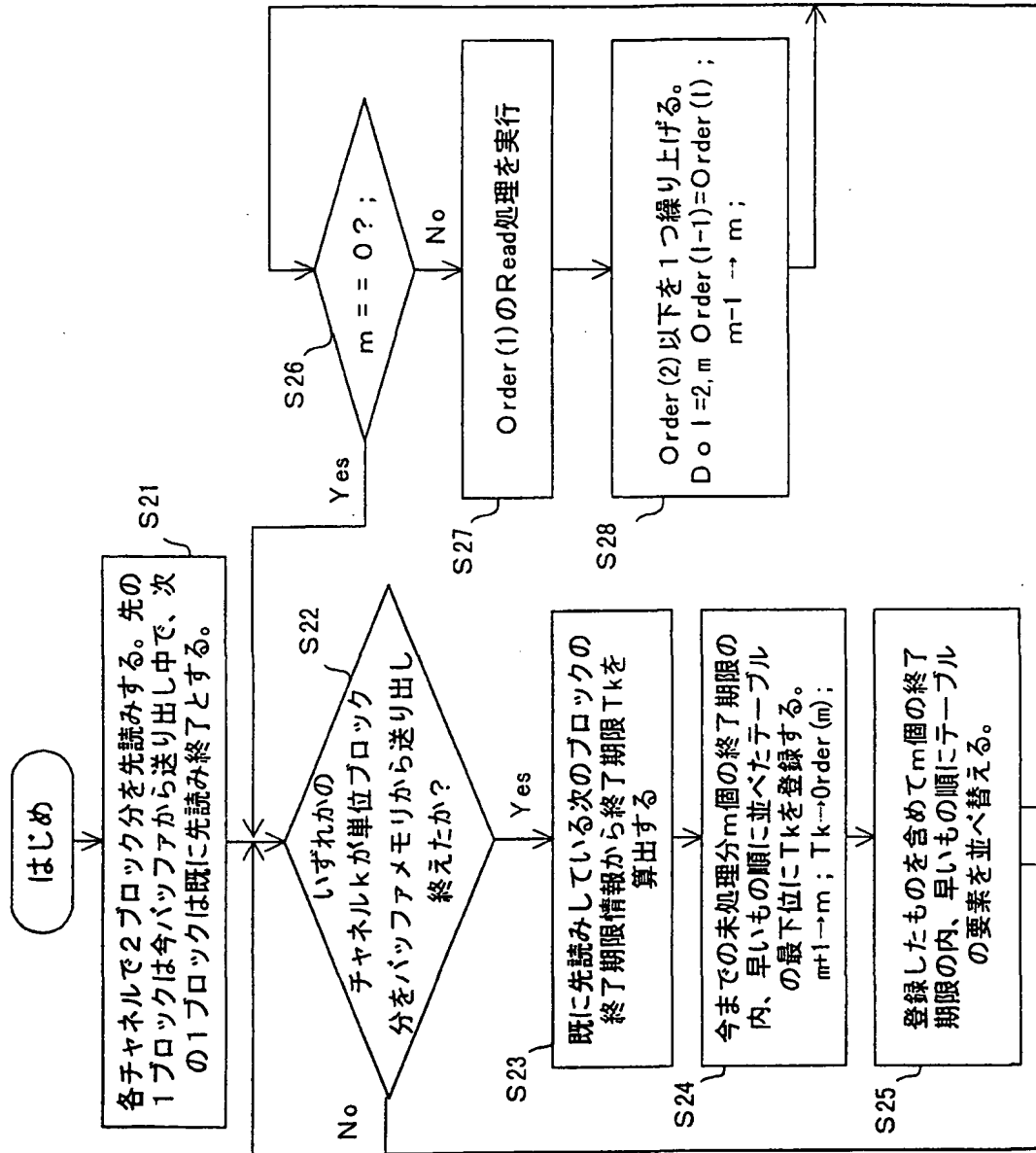
処 理 順 番		終了期限 T	R / W	チャネル C	ディスク上の ブロックアドレス A
1		T _i	W _i	C _i	A _i
.	
.	
.	
m-1		T _j	R _j	C _j	A _j
登録 → m		T _k	R _k	C _k	A _k
.	
.	
.	
2 N					

Order (1) = { T, R/W, C, A }

図 1 7

18/57



19
57

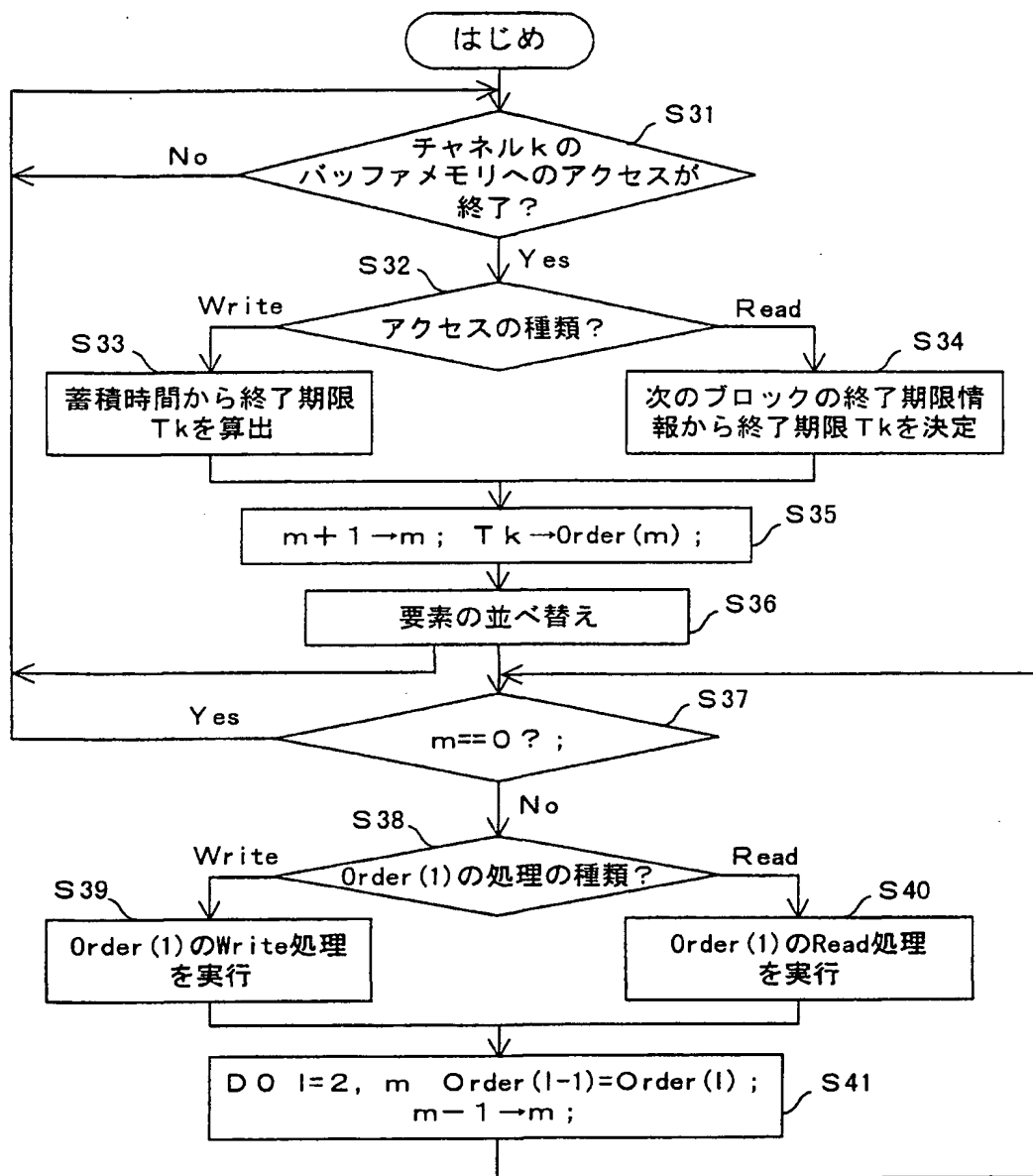
20/
57

図 20

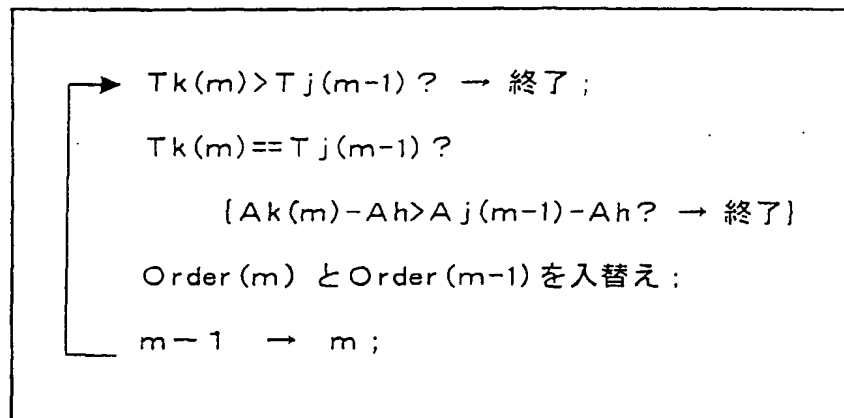
$\frac{21}{57}$ 

図 2 1

$\frac{22}{57}$

$T_k(m) > T_j(m/2) ? \rightarrow > T_j(3m/4) ?$ 以下続く
 $< T_j(3m/4) ?$
 $T_k(m) < T_j(m/2) ? \rightarrow > T_j(m/4) ?$ 以下続く
 $< T_j(m/4) ?$
Order(m) を確定した順位に挿入 ;

図 2 2

23/
57

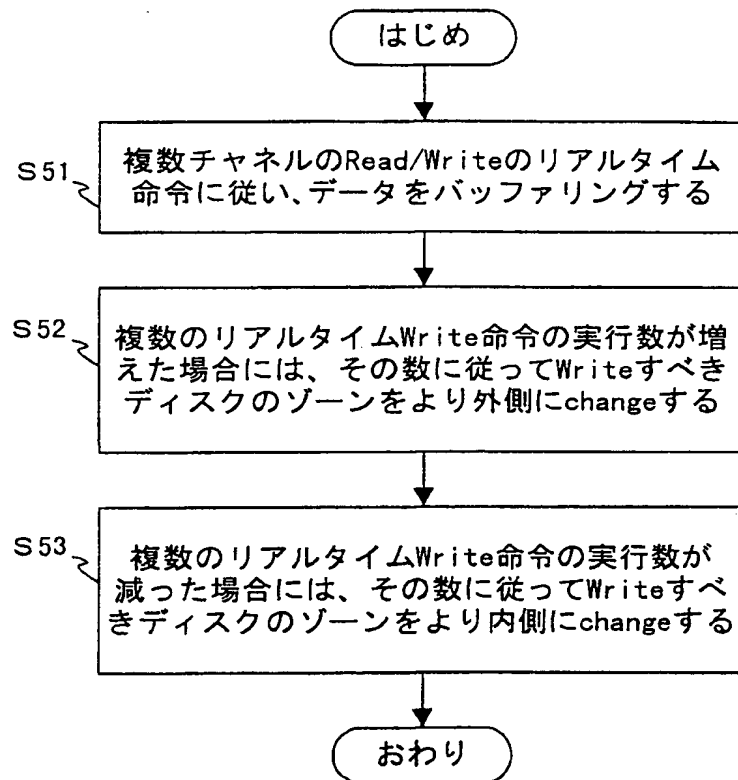


図 2 3

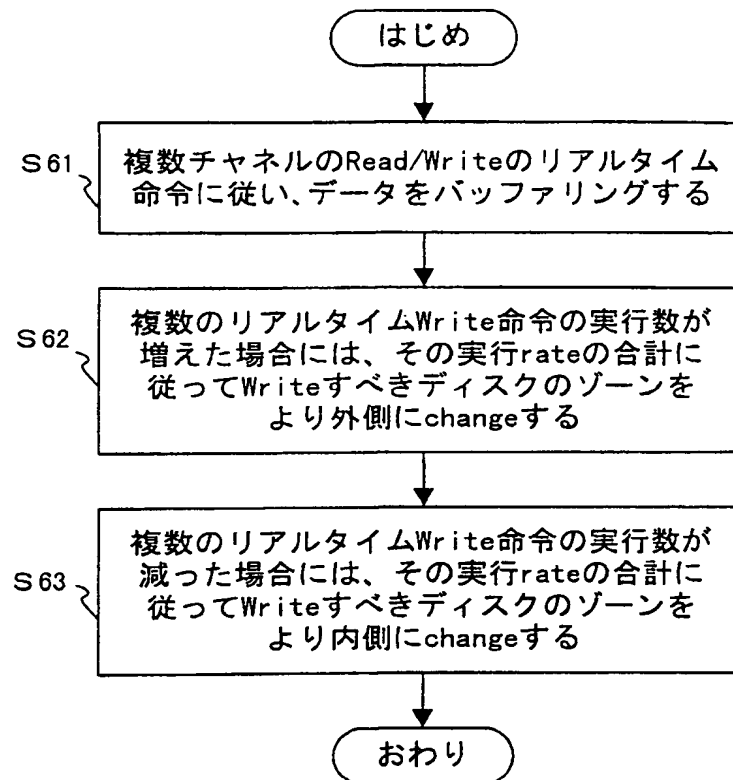
24
/ 57

図 2 4

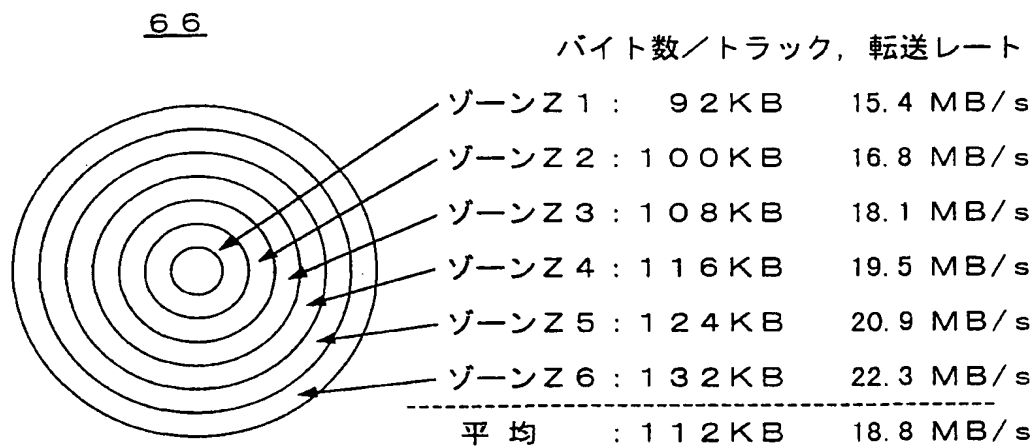
$\frac{25}{57}$ 

図 25

$\frac{26}{57}$ 

図 2 6

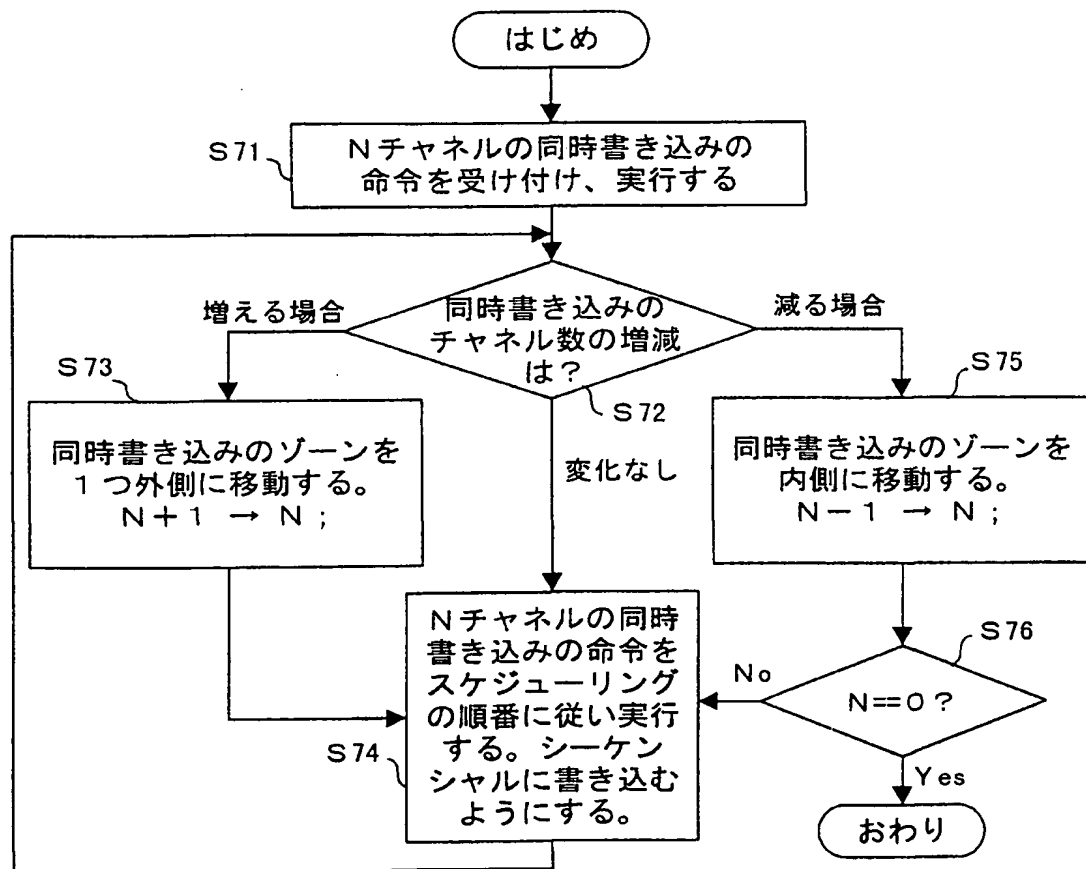
27/
57

図 27

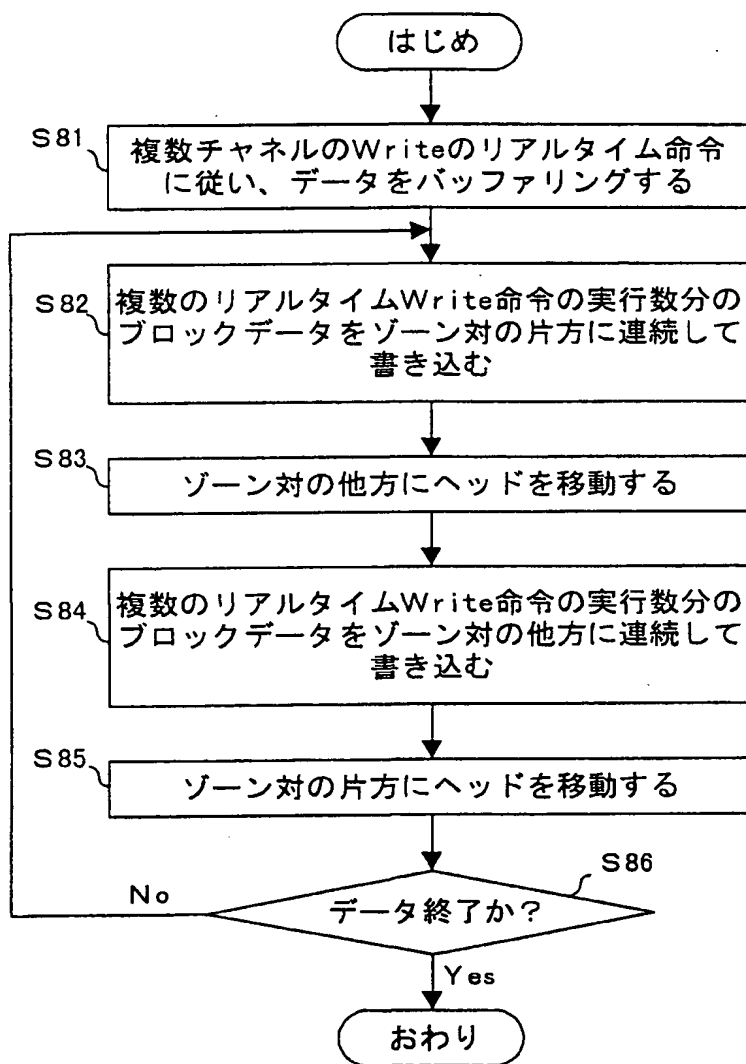
28
/ 57

図 28

29
/ 57

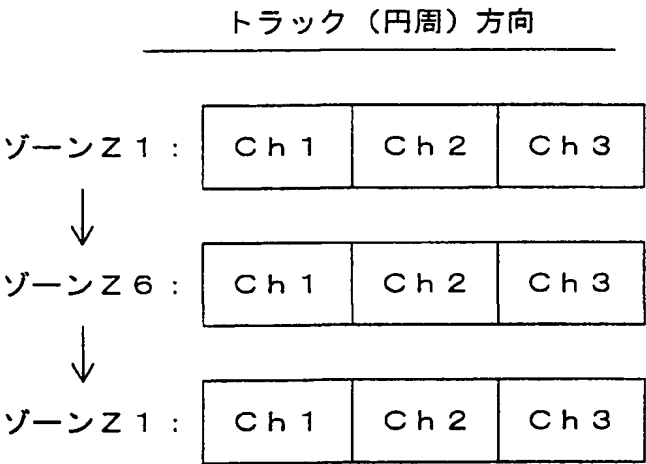


図 2 9

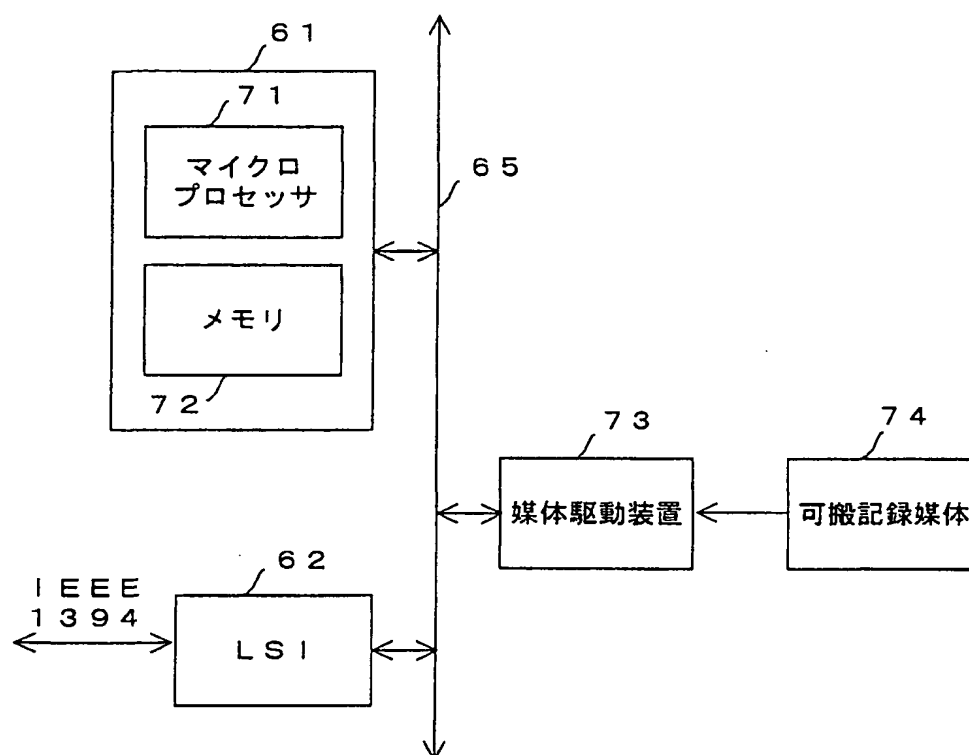
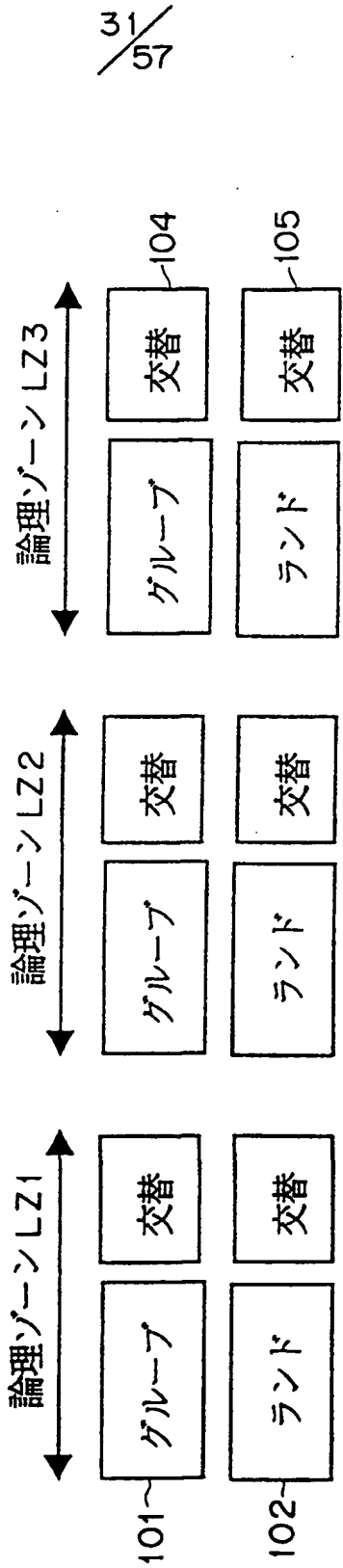
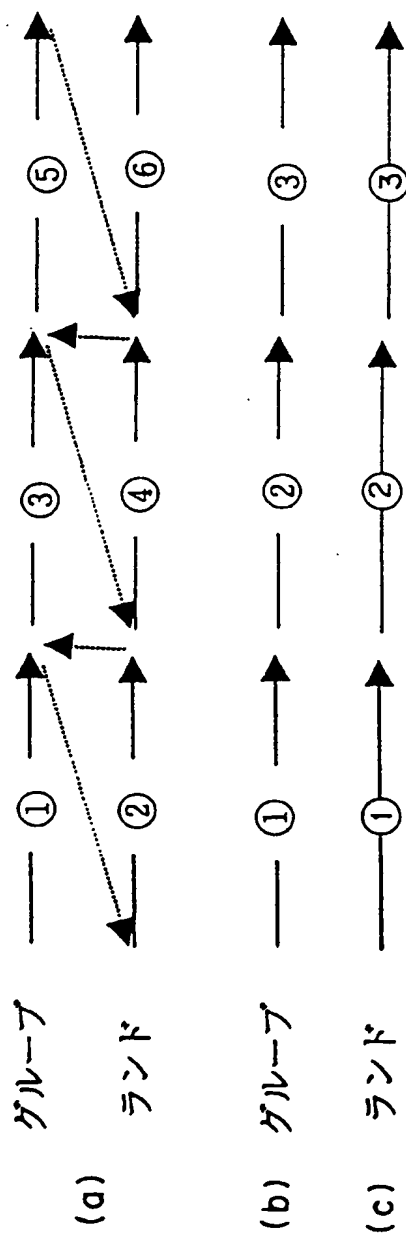
30/
57

図 30

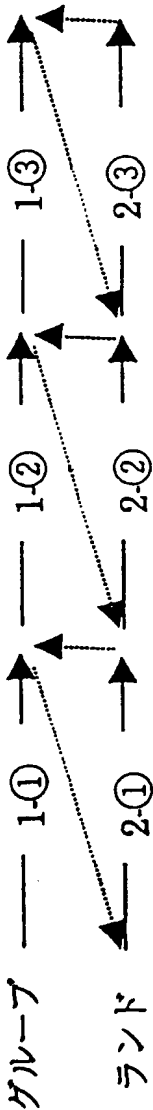


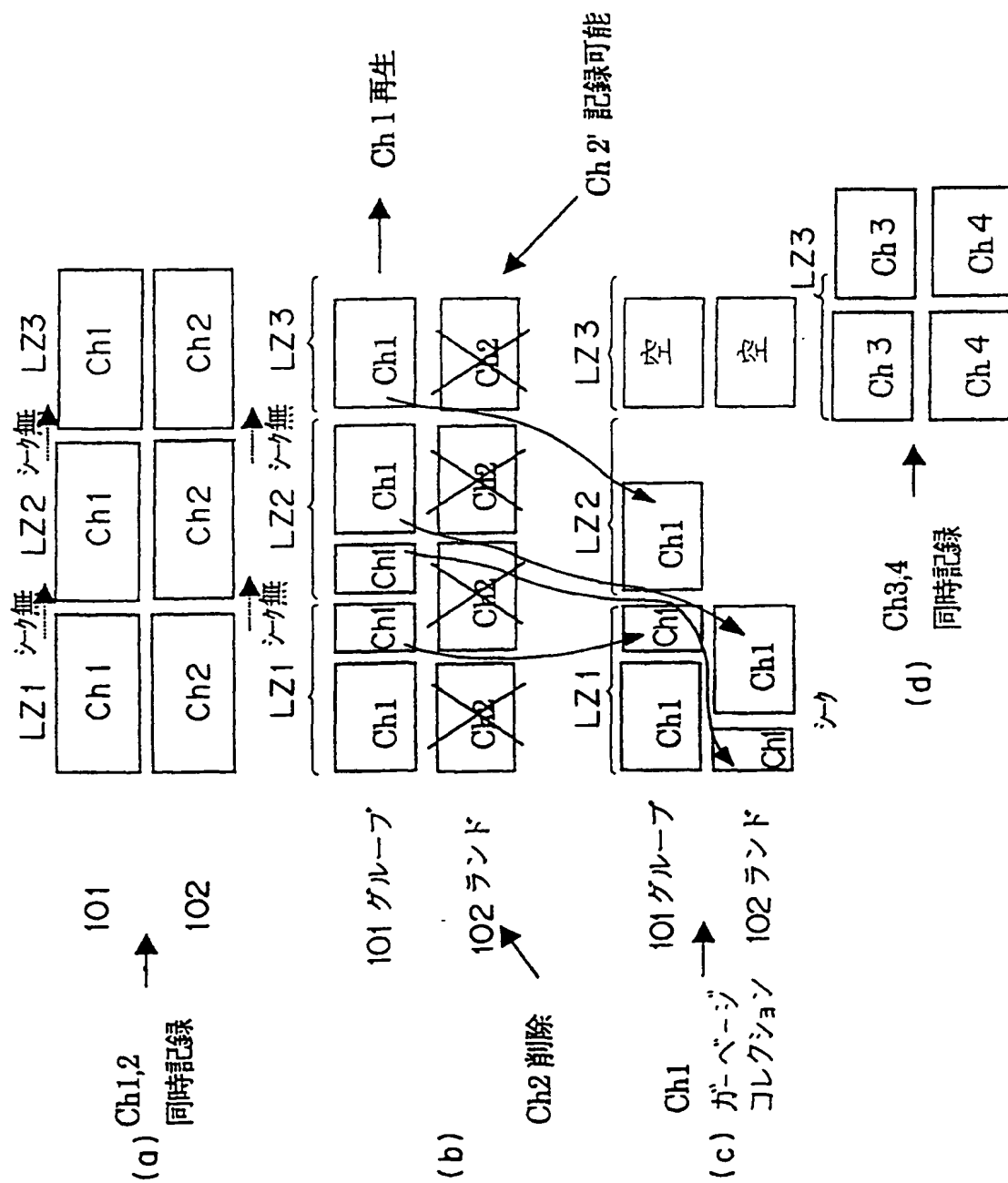
~~31~~
57

32/57



33/57





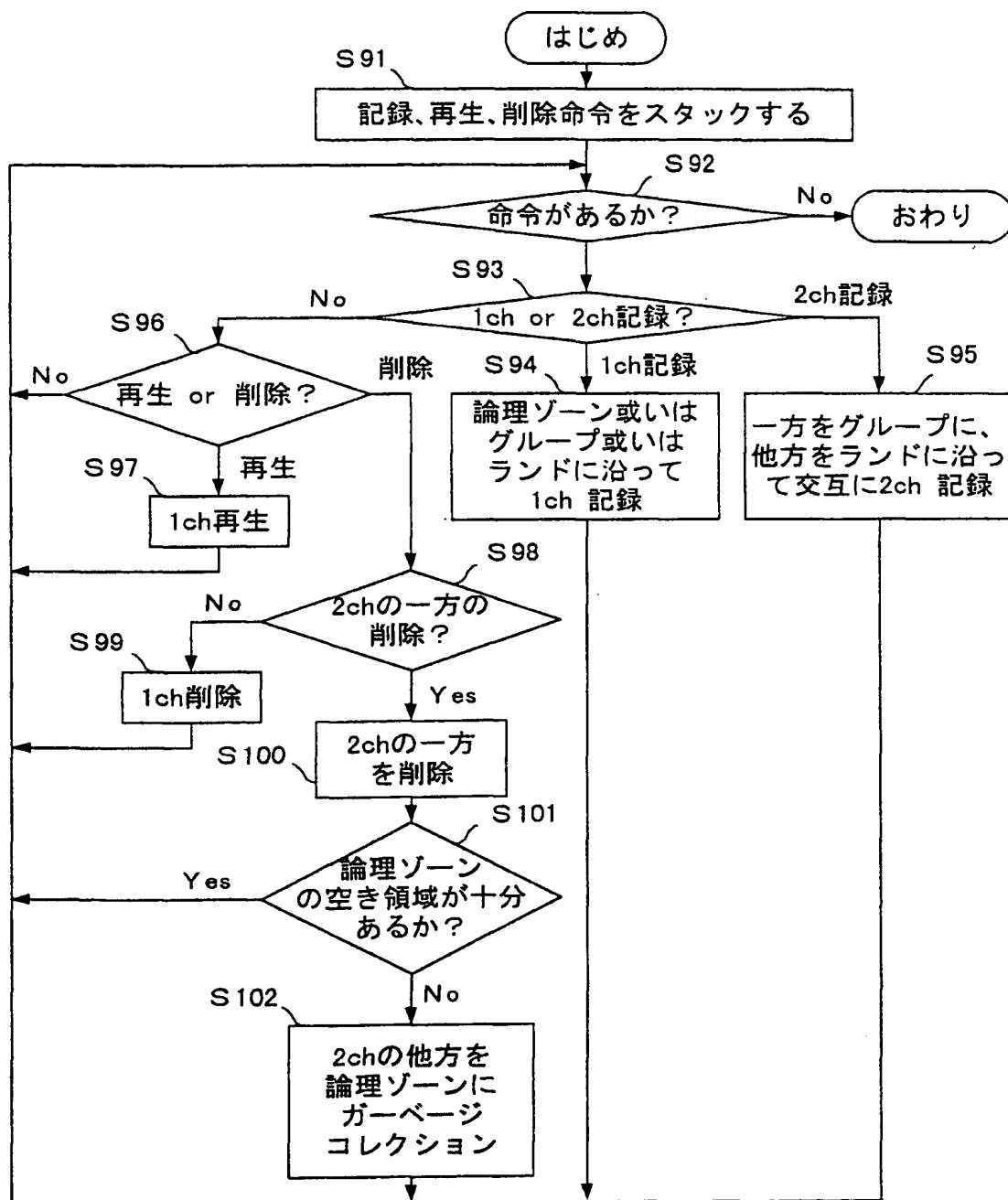
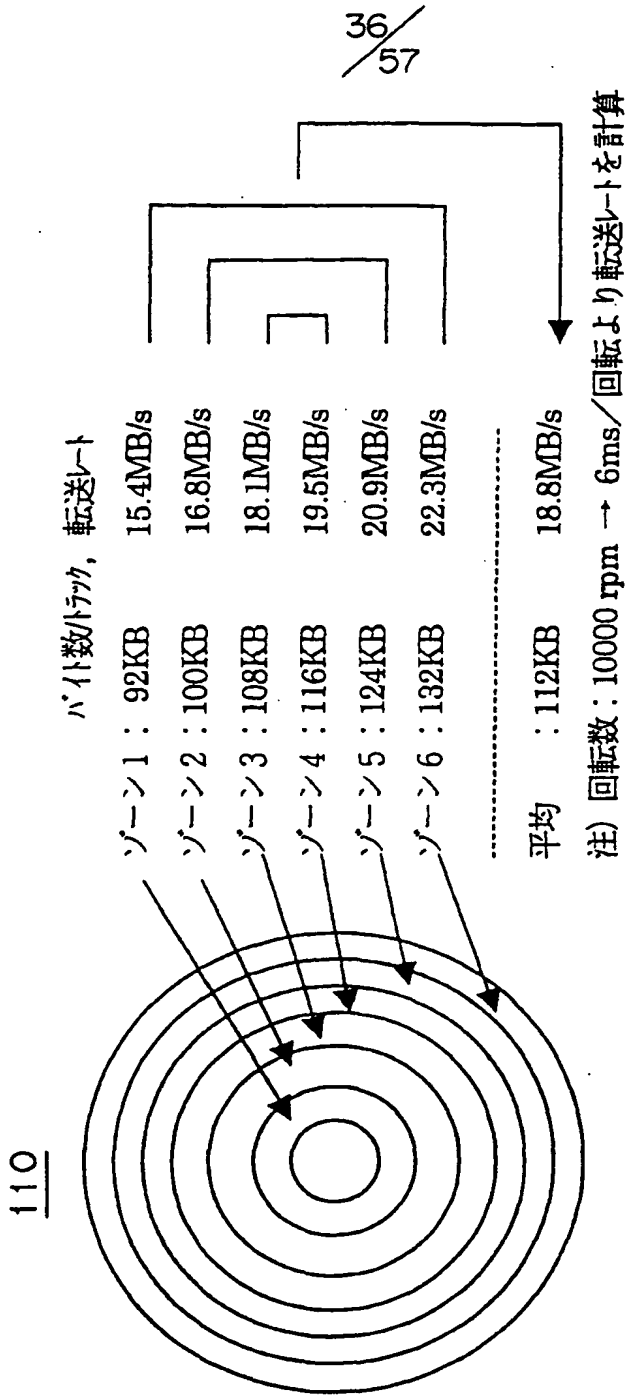
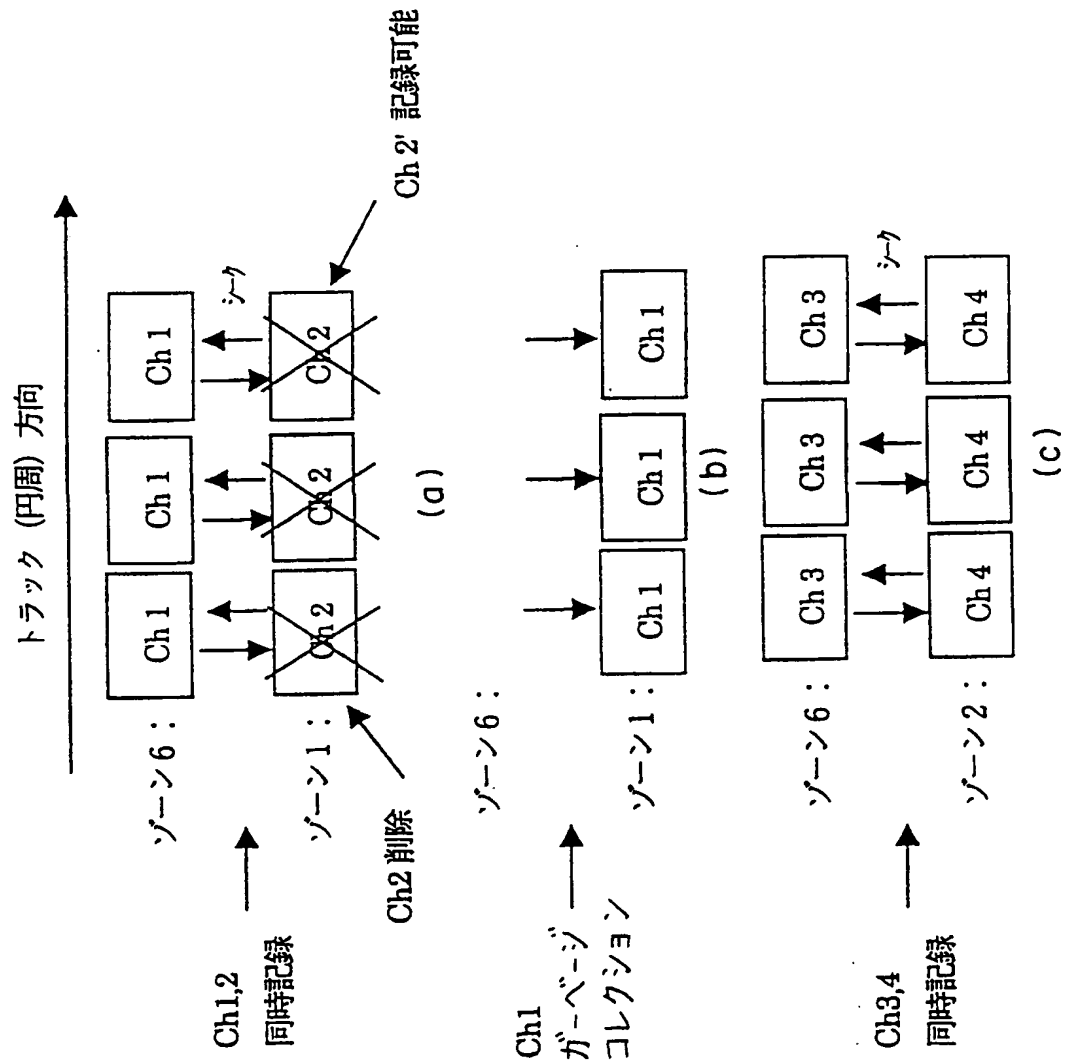
35/
57

図 3 5



37/57



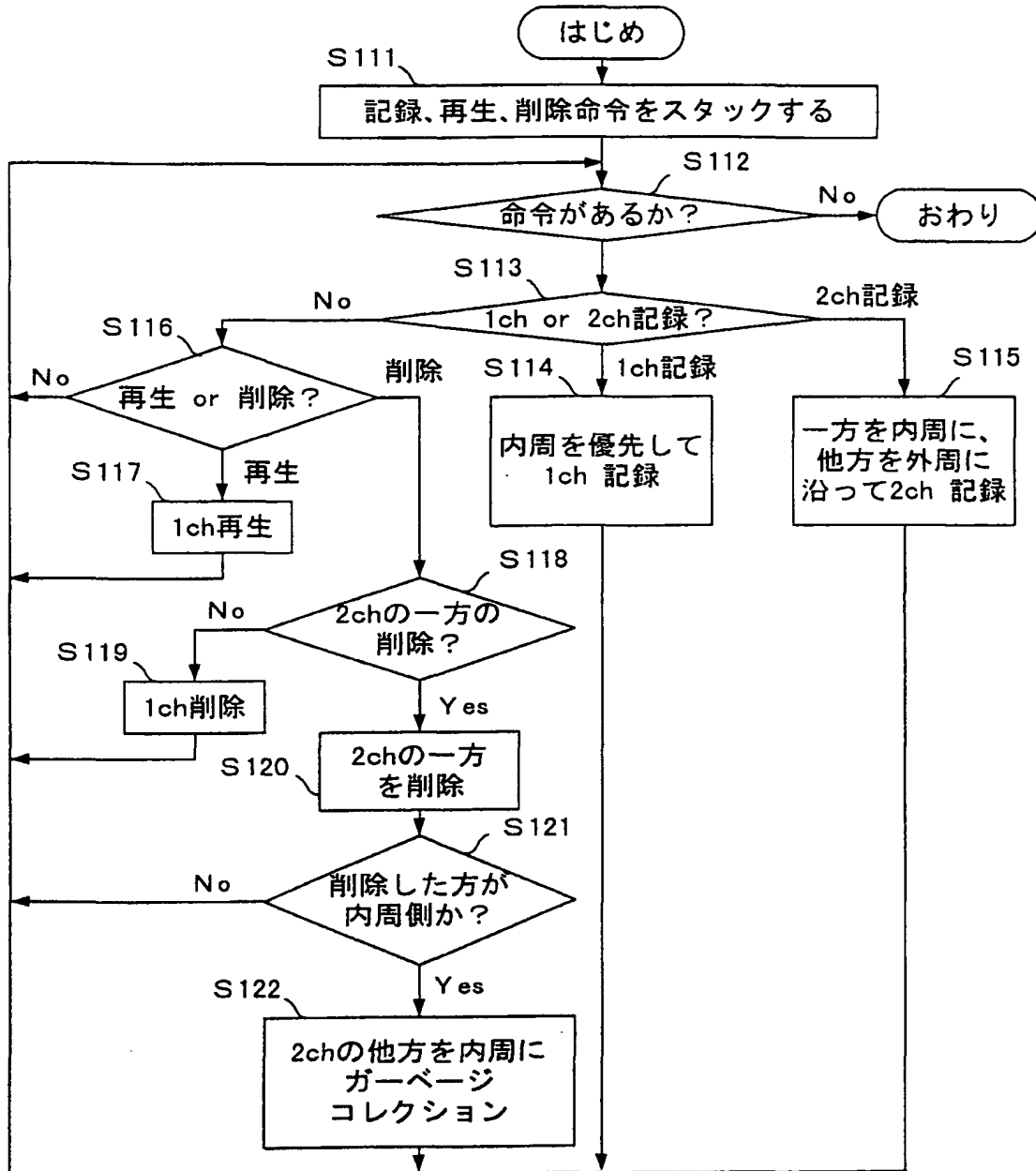
38
57

図 3 8

39/57

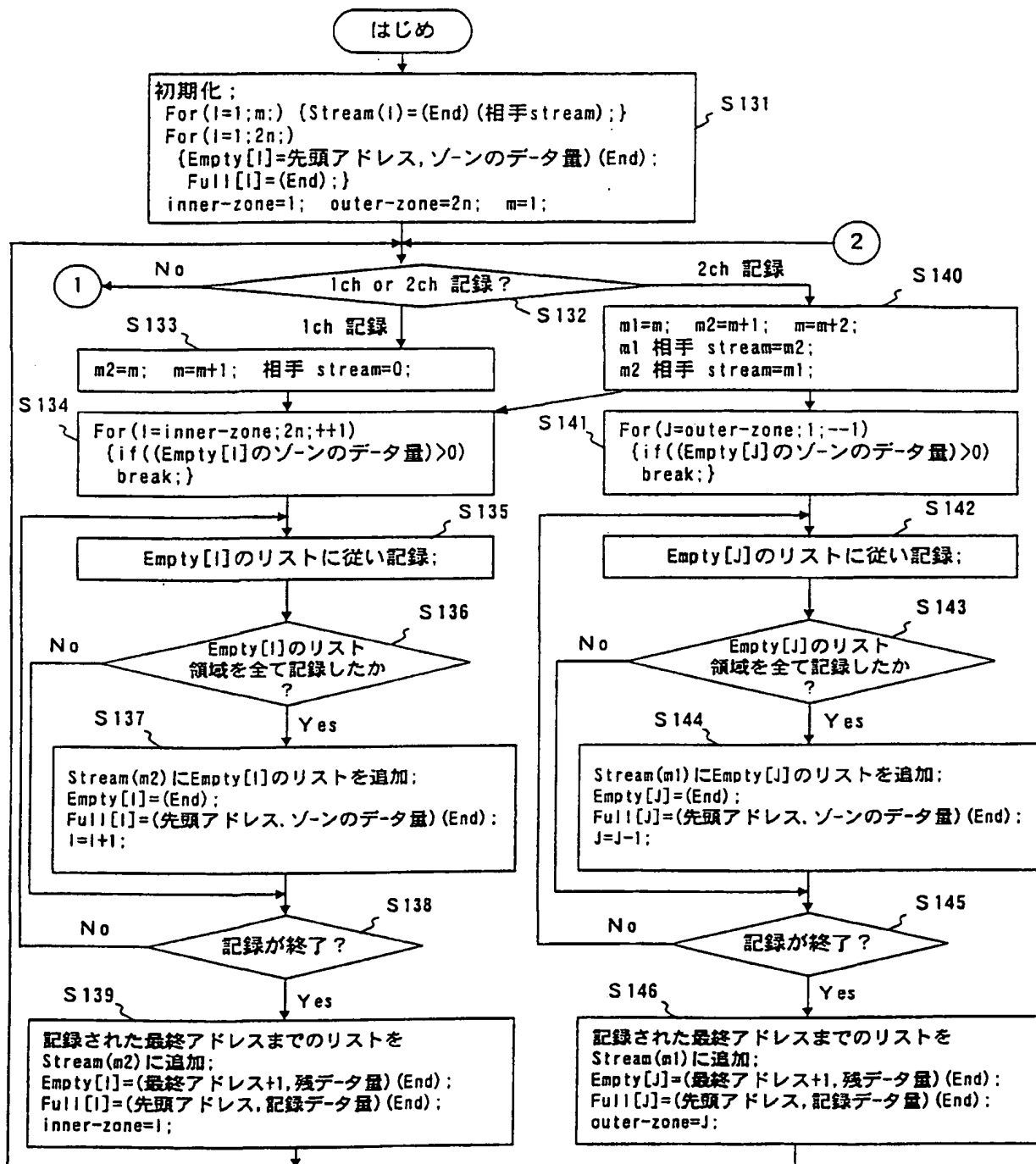


図 39

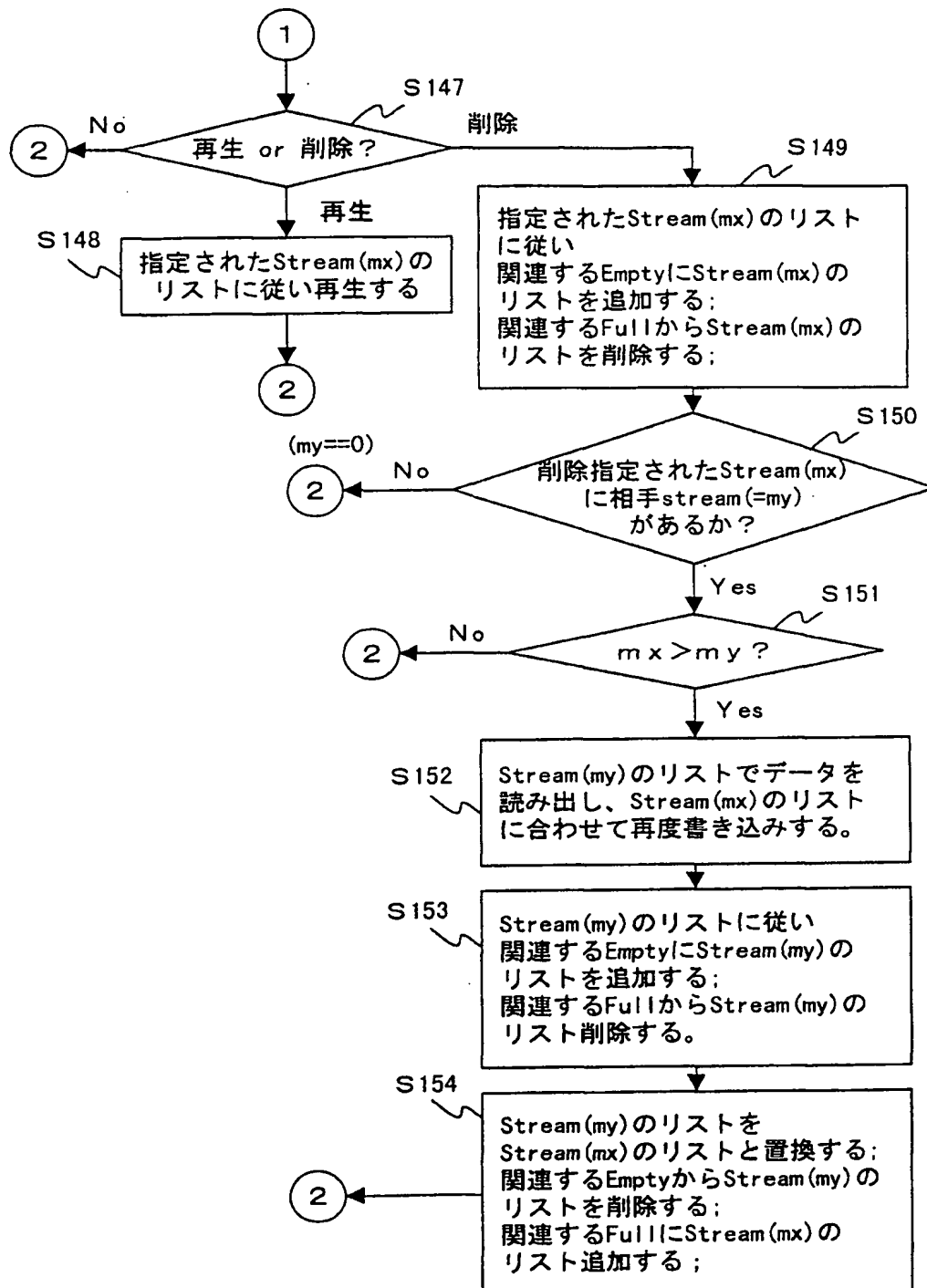
40/
57

図 40

41/57

120

ストリーム リスト	(先頭アドレス, データ量) → 終了、2ch記録の相手stream
Stream(1)	(Add, Data) → (Add, Data) → … → End. m?
⋮	⋮
Stream(m)	(Add, Data) → (Add, Data) → … → End. m?

図 4 1

42/
57

130

内／外	ゾーン	空／充リスト	(先頭7ドリス, データ量) → 終了 : リスト構造
内周	1	Empty[1]	(Add, Data) → (Add, Data) → ... → End
		Full[1]	(Add, Data) → (Add, Data) → ... → End
	.	.	.
	.	.	.
	.	.	.
	n	Empty[n]	(Add, Data) → End (初期値)
		Full[n]	End (初期値)
外周	n+1	Empty[n+1]	(Add, Data) → End (初期値)
		Full[n+1]	End (初期値)
	.	.	.
	.	.	.
	.	.	.
	2n	Empty[2n]	(Add, Data) → (Add, Data) → ... → End
		Full[2n]	(Add, Data) → (Add, Data) → ... → End

図 4 2

$\frac{43}{57}$

ゾーンno.	バイト数/トラック	トラック数	セクタ数	セクタアドレス
1	92 K B	1000	184 k	1-184000
2	100 K B	1000	200 k	184000-384000
3	108 K B	1000	216 k	384001-600000
4	116 K B	1000	232 k	600001-832000
5	124 K B	1000	248 k	832001-1080000
6	132 K B	1000	264 k	1080001-1344000

*: 512 B/セクタ

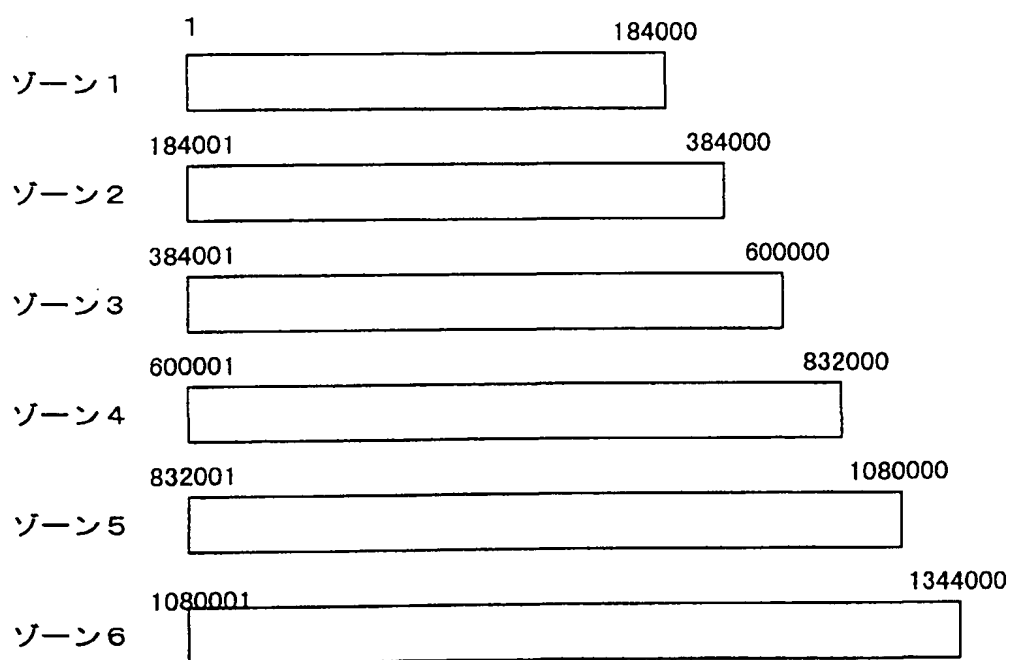
図 4 3

44/
57

150

格納アドレス	情報の意味	格納内容 (記憶先頭アドレス, データ量, 次格納アドレス)
0	End	(0, 0, 0)
1	Stream[1]	① (0, 0, 0) ③ → (1080001, 264000, 19) ⑤ → (1, 184000, 20)
2	Stream[2]	① (0, 0, 0) ② → (1, 184000, 18) ④ → (0, 0, 0)
3	Stream[3]	① (0, 0, 0) ⑦ → (1080001, 256000, 22)
4	Stream[4]	① (0, 0, 0) ⑥ → (300001, 84000, 21)
5	Stream[5]	① (0, 0, 0)
6	Empty[1]	① (1, 184000, 0) ② → (0, 0, 0) ④ → (1, 184000, 0) ⑤ → (0, 0, 0)
7	Empty[2]	① (184001, 200000, 0) ③ → (300001, 84000, 0) ④ → (184001, 200000, 0) ⑤ → (300001, 84000, 0) ⑥ → (0, 0, 0)
8	Empty[3]	① (384001, 216000, 0) ⑦ → (0, 0, 0)
9	Empty[4]	① (600001, 232000, 0)
10	Empty[5]	① (832001, 248000, 0) ③ → (876001, 204000, 0) ⑤ → (832001, 248000, 0) ⑦ → (876001, 204000, 0)
11	Empty[6]	① (1080001, 256000, 0) ③ → (0, 0, 0) ⑤ → (1080001, 256000, 0) ⑦ → (0, 0, 0)
12	Full[1]	① (1, 0, 0) ② → (1, 184000, 0) ④ → (1, 0, 0) ⑤ → (1, 184000, 0)
13	Full[2]	① (184001, 0, 0) ③ → (184001, 116000, 0) ④ → (184001, 0, 0) ⑤ → (184001, 116000, 0) ⑥ → (184001, 200000, 0)
14	Full[3]	① (384001, 0, 0) ⑦ → (384001, 216000, 0)
15	Full[4]	① (600001, 0, 0)
16	Full[5]	① (832001, 0, 0) ③ → (832001, 44000, 0) ⑤ → (832001, 0, 0) ⑦ → (832001, 44000, 0)
17	Full[6]	① (1080001, 0, 0) ③ → (1080001, 256000, 0) ⑤ → (1080001, 0, 0) ⑦ → (1080001, 256000, 0)
18	$Z_1 \rightarrow Z_2$	(184001, 0, 0) ③ → (184001, 116000, 0)
19	$Z_6 \rightarrow Z_5$	(832001, 0, 0) ③ → (832001, 44000, 0)
20	$Z_1 \rightarrow Z_2$	(184001, 0, 0) ⑤ → (184001, 116000, 0)
21	$Z_2 \rightarrow Z_3$	(384001, 0, 0) ⑦ → (384001, 216000, 0)
22	$Z_6 \rightarrow Z_5$	(832001, 0, 0) ⑦ → (832001, 44000, 0)
23		
24		
25		
26		
27		

図 4 4

$\frac{45}{57}$ 

(1) 初期状態

図 4 5

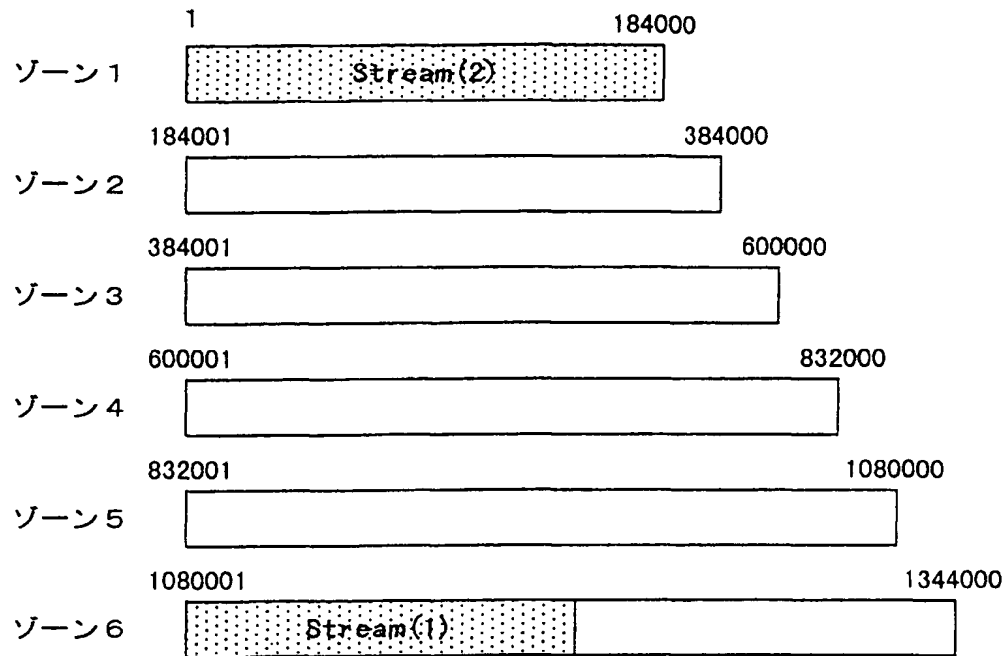
46/
57

図 4 6

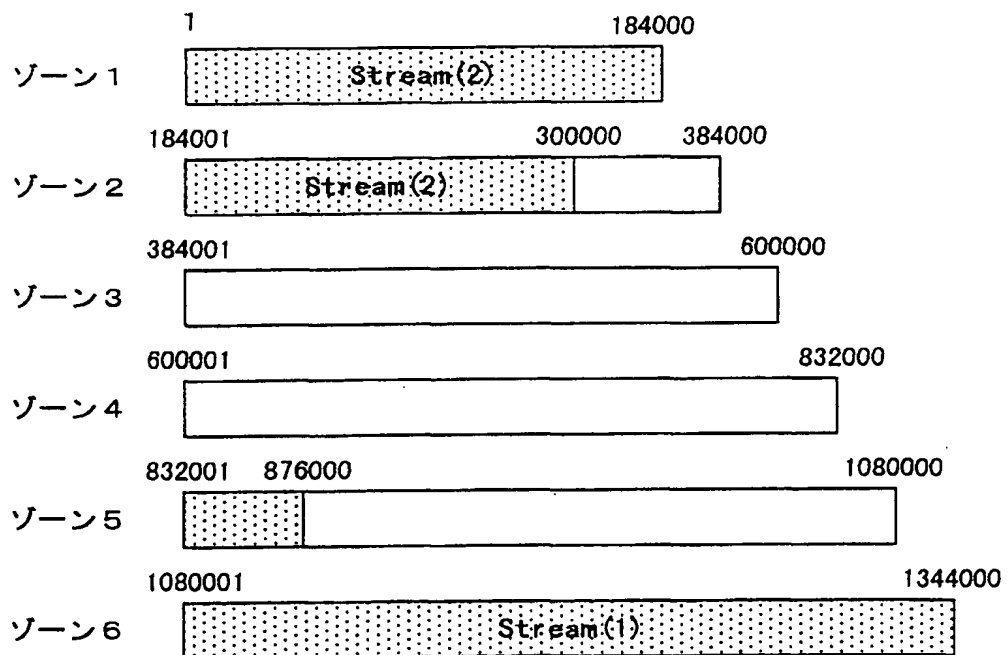


図 4 7

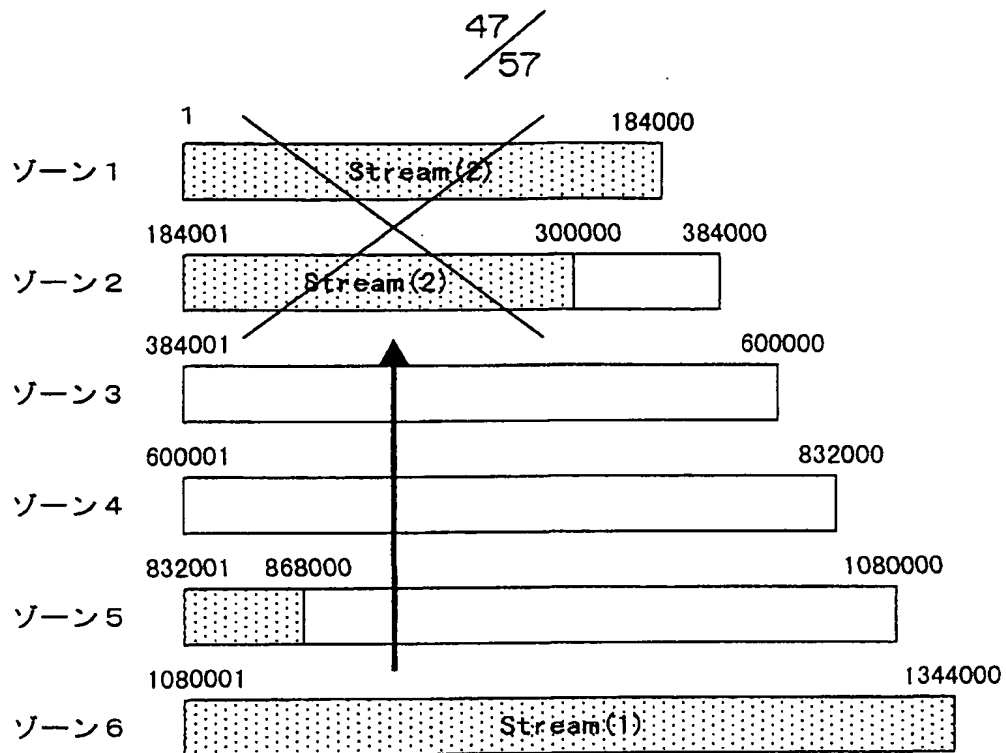


図 4 8

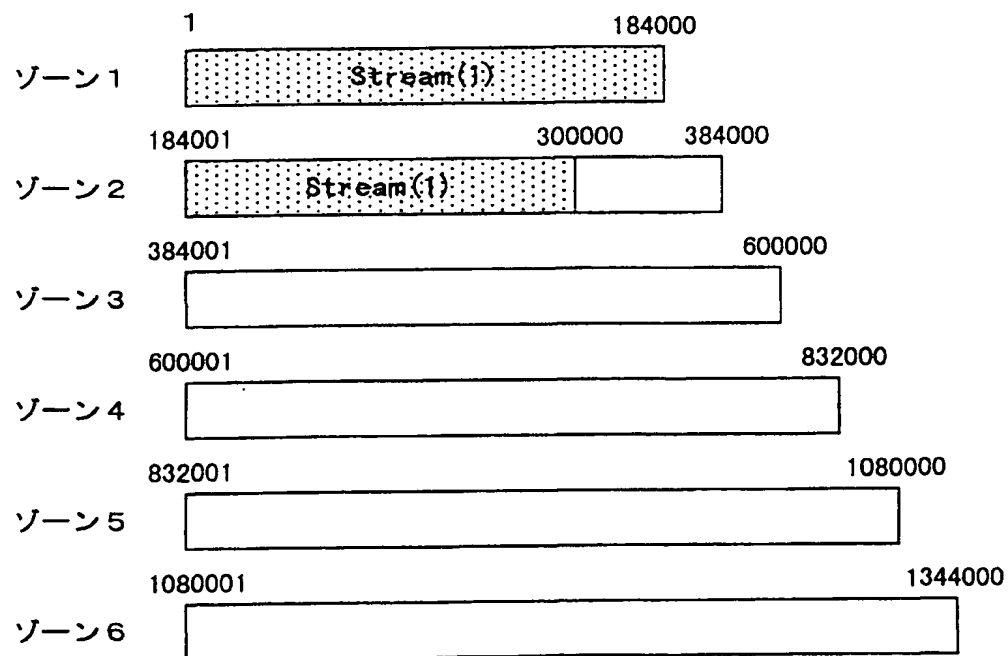


図 4 9

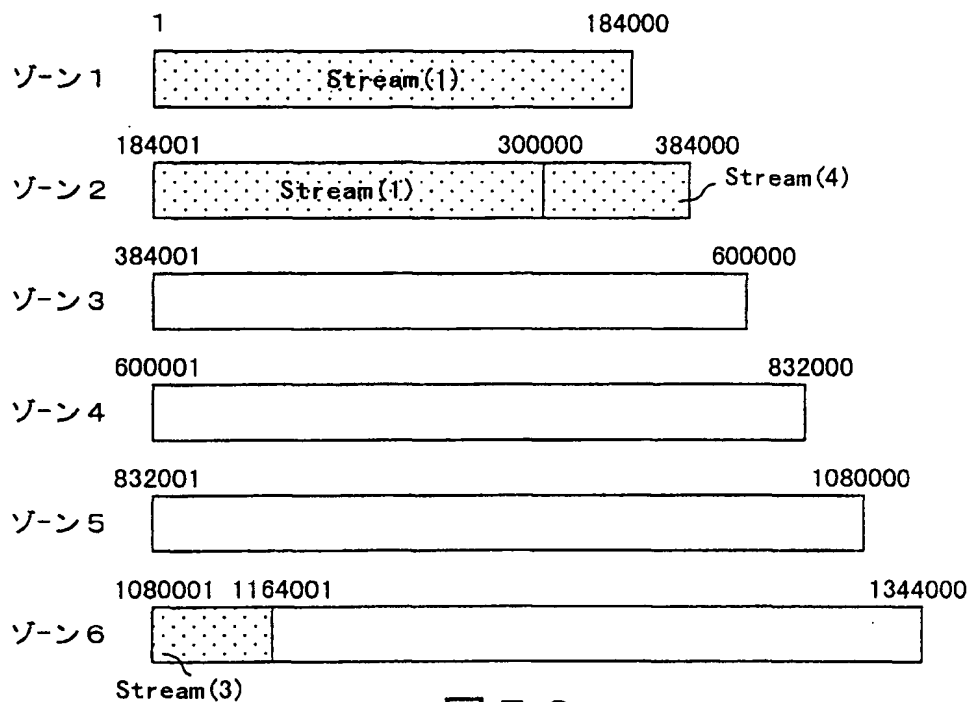
48/
57

図 5 0

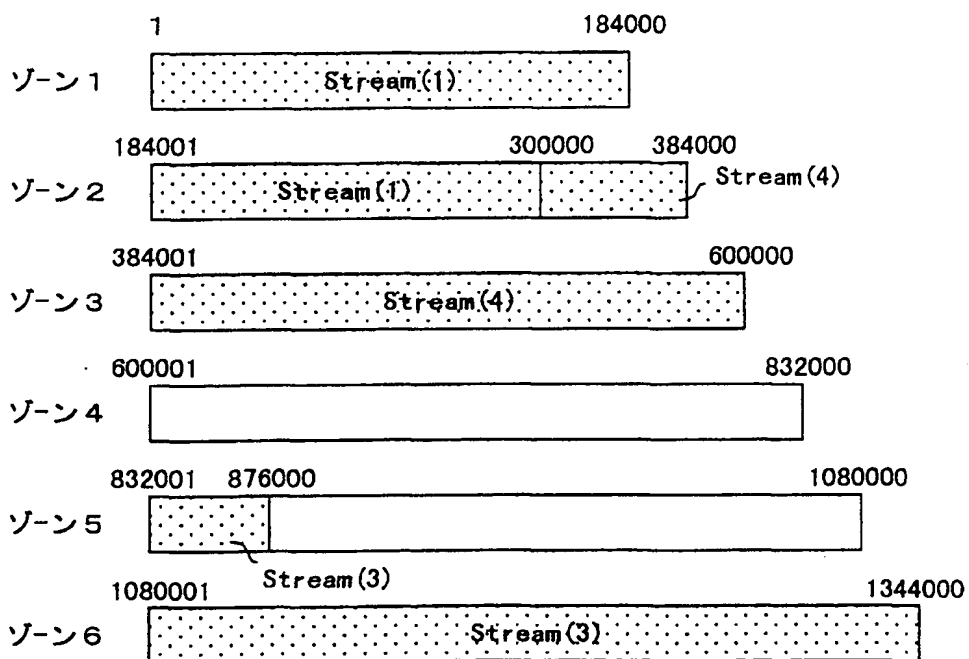


図 5 1

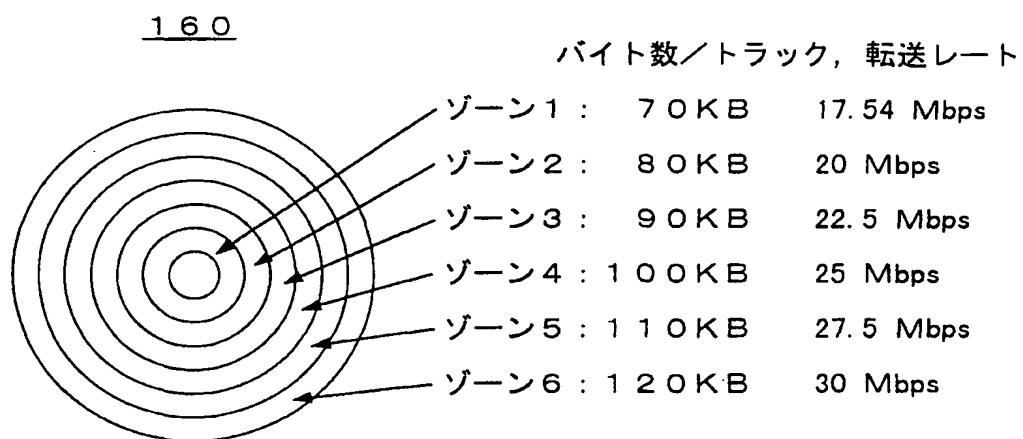
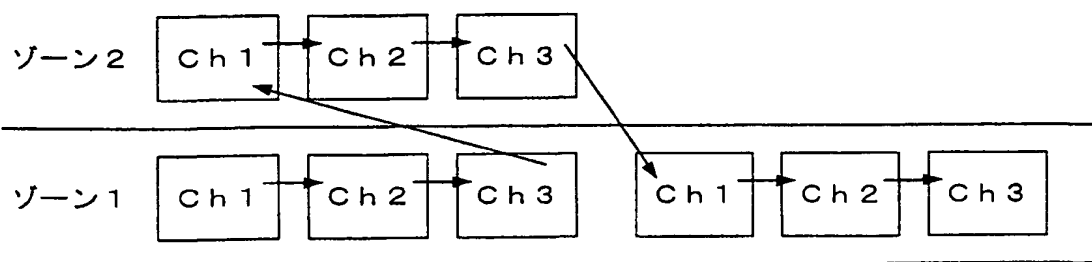
$\frac{49}{57}$ 

図52

$\frac{50}{57}$

ステップ1 : ゾーン1とゾーン2に分散させて記録 ← $(17.5 + 20) / 2 > 18$



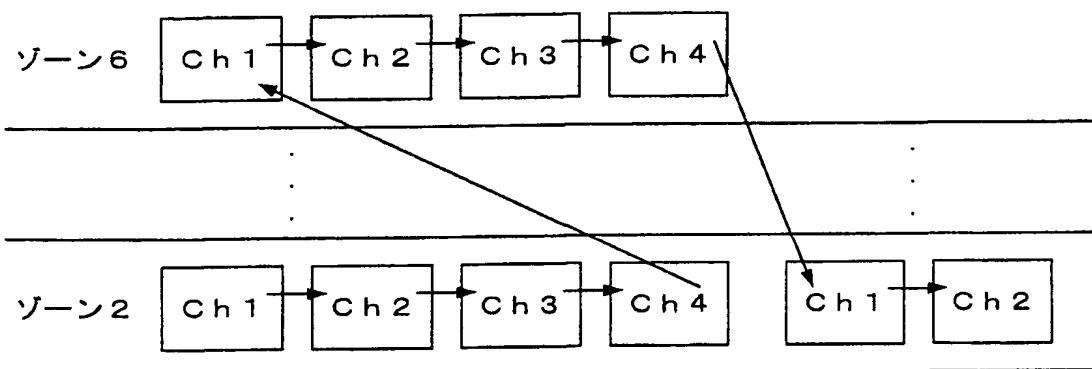
(a)

ステップ2 : ゾーン1に記録 ← $17.5 > 12$



(b)

ステップ3 : ゾーン2とゾーン6に分散させて記録 ← $(20 + 30) / 2 > 24$

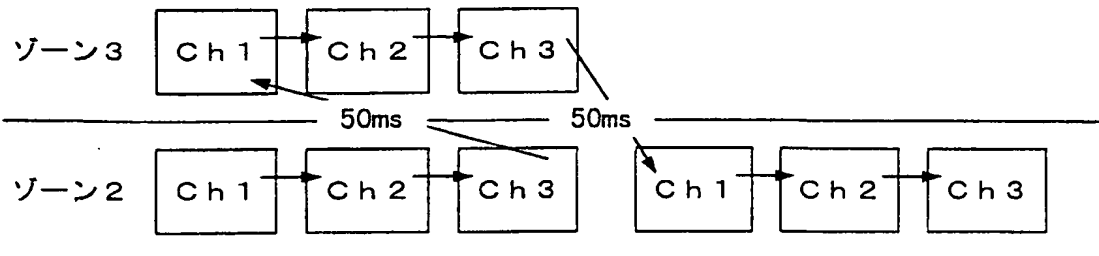


(c)

図 5 3

$$\frac{51}{57}$$

ステップ1 : ゾーン2とゾーン3に分散させて記録 ← $(20 + 22.5) \times 0.9/2 > 18$



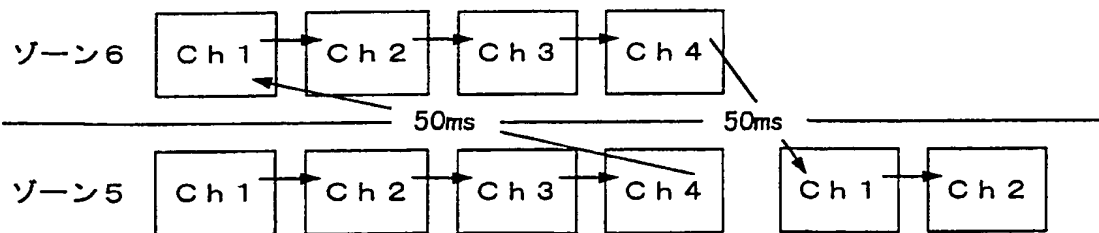
(a)

ステップ2 : ゾーン1に記録 ← $17.5 > 12$



(b)

ステップ3 : ゾーン5とゾーン6に分散させて記録 ← $(27.5 + 30) \times 0.9/2 > 24$

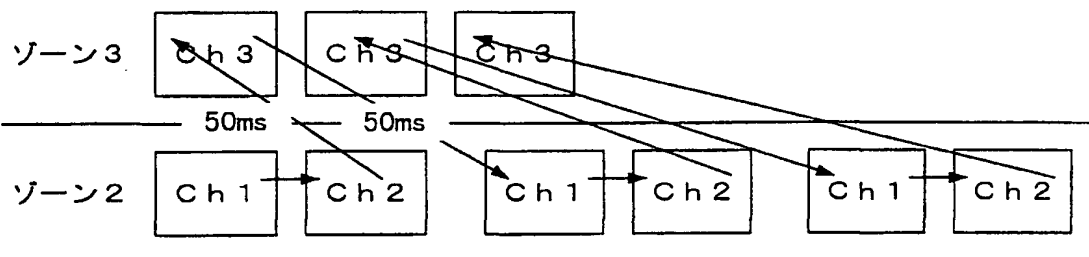


(c)

図54

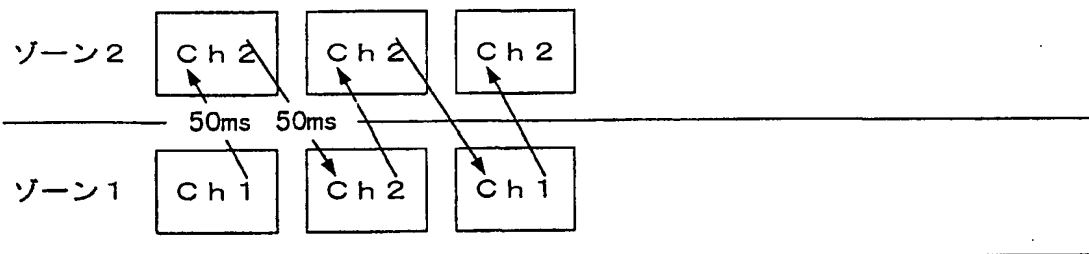
$$\frac{52}{57}$$

ステップ1 : ゾーン2とゾーン3に分散させて記録 ← $(20 + 2/3 + 22.5 \times 1/3) \times 0.9 > 18$
1chと2chを交互に分散させる



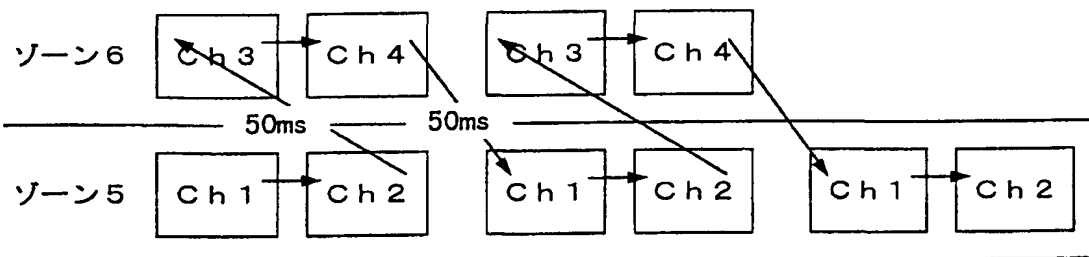
(a)

ステップ2 : ゾーン1とゾーン2に記録 ← $17.5/2 + 20/2 \times 0.9 > 12$



(b)

ステップ3 : ゾーン5とゾーン6に分散させて記録 ← $(27.5 \times 2/4 + 30 \times 2/4) \times 0.9 > 24$
2chずつを交互に分散させる



(c)

図 5 5

53/57

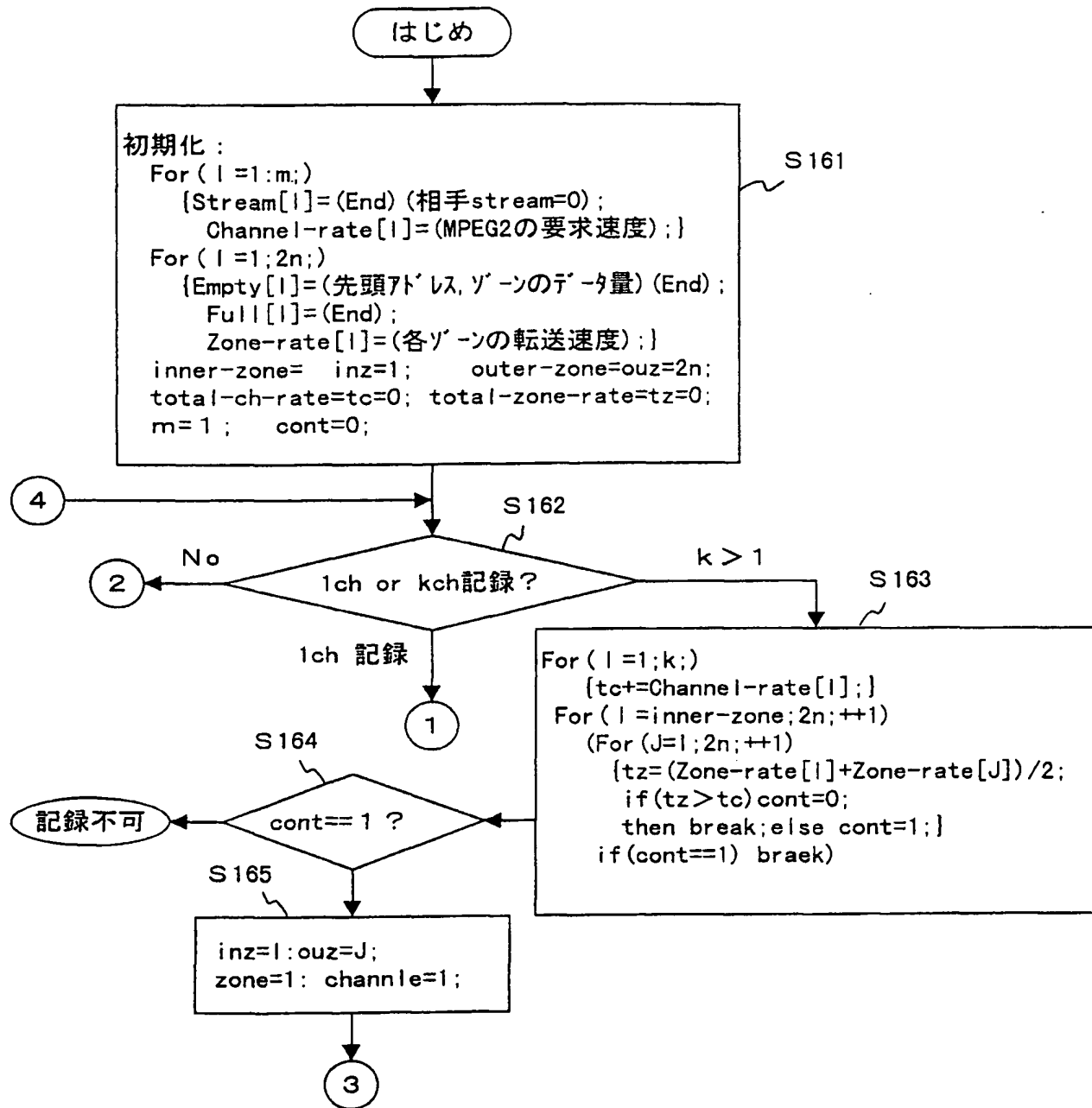


図 56

54/57

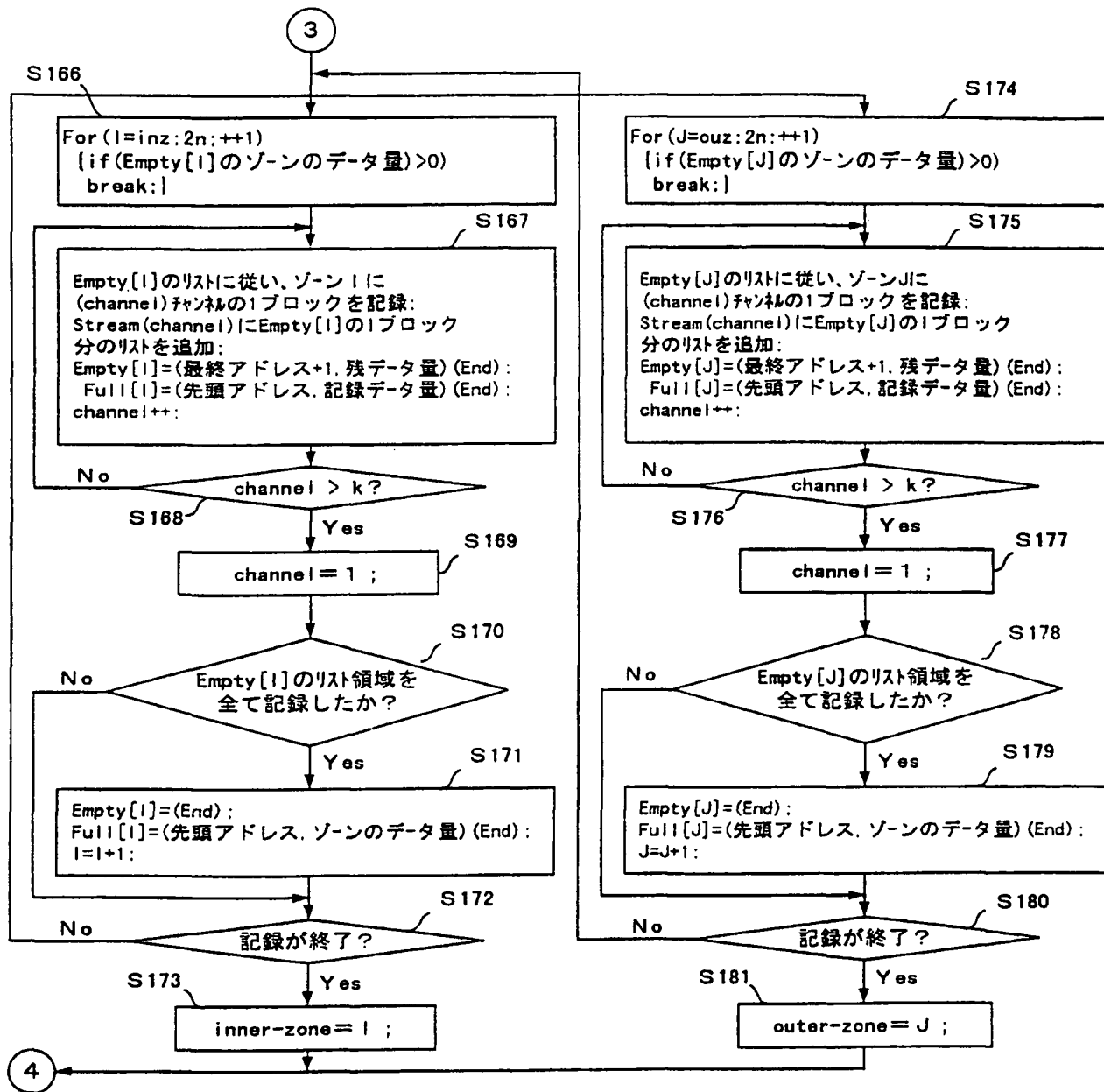


図 5 7

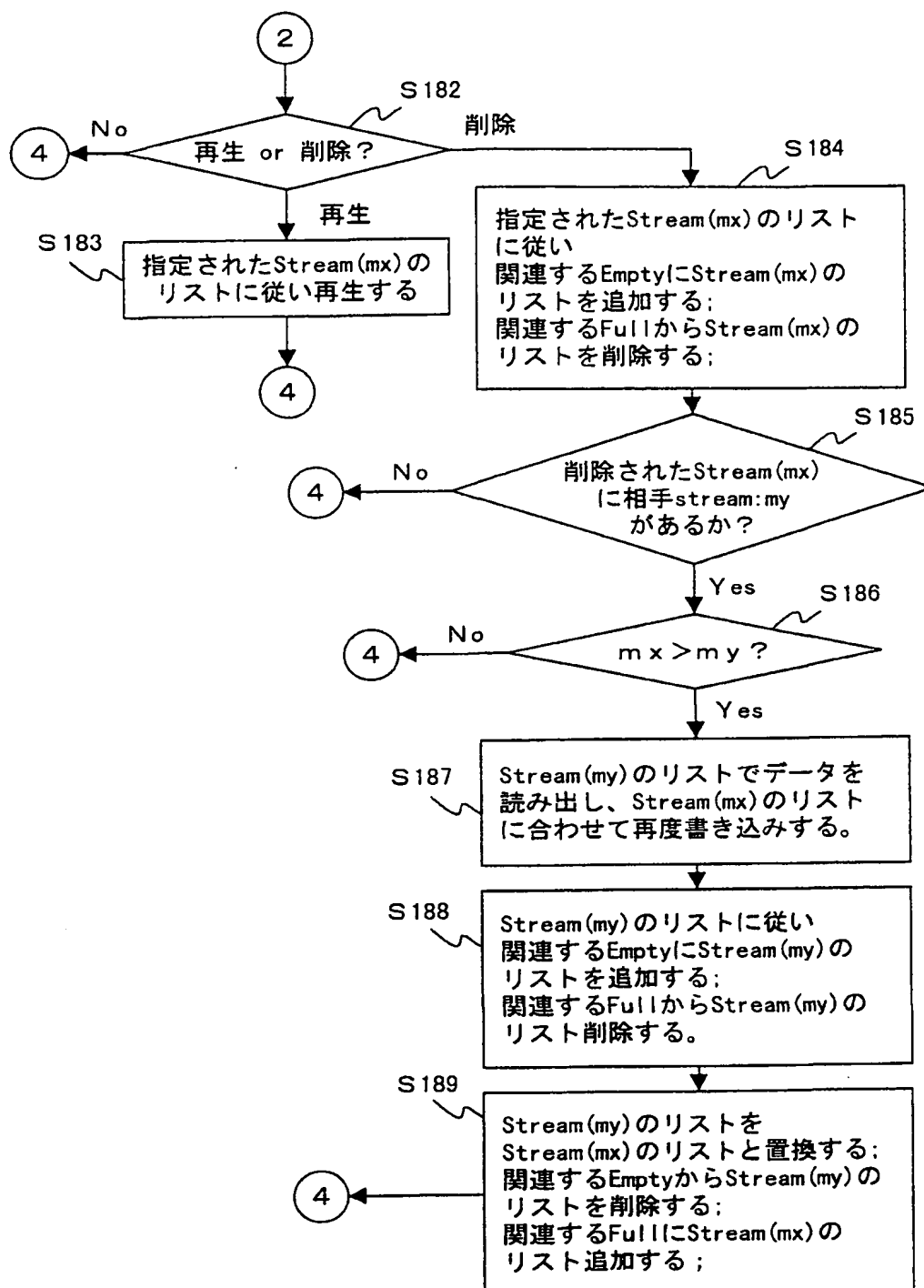
55/
57

図 5 8

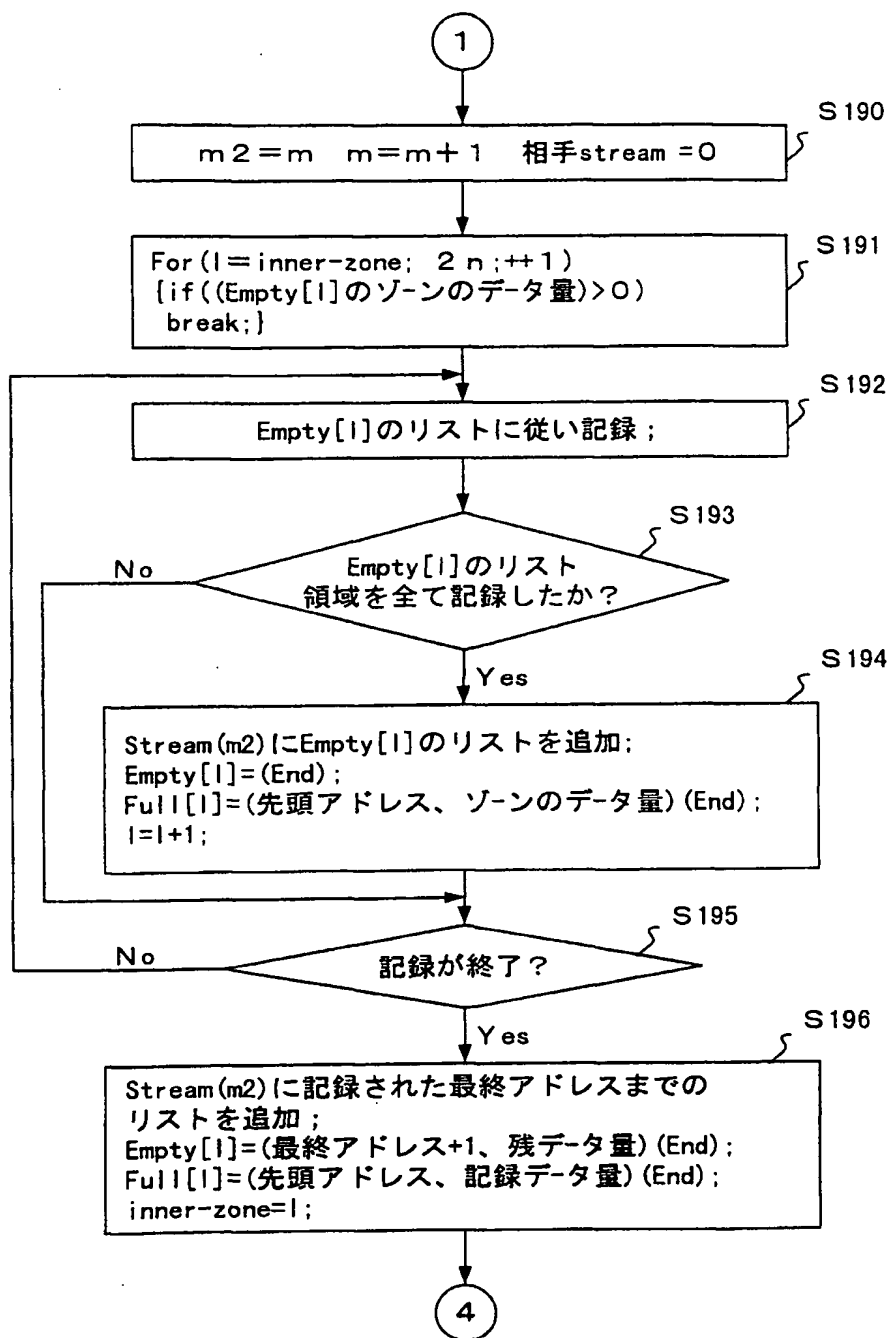
56/
57

図 5 9

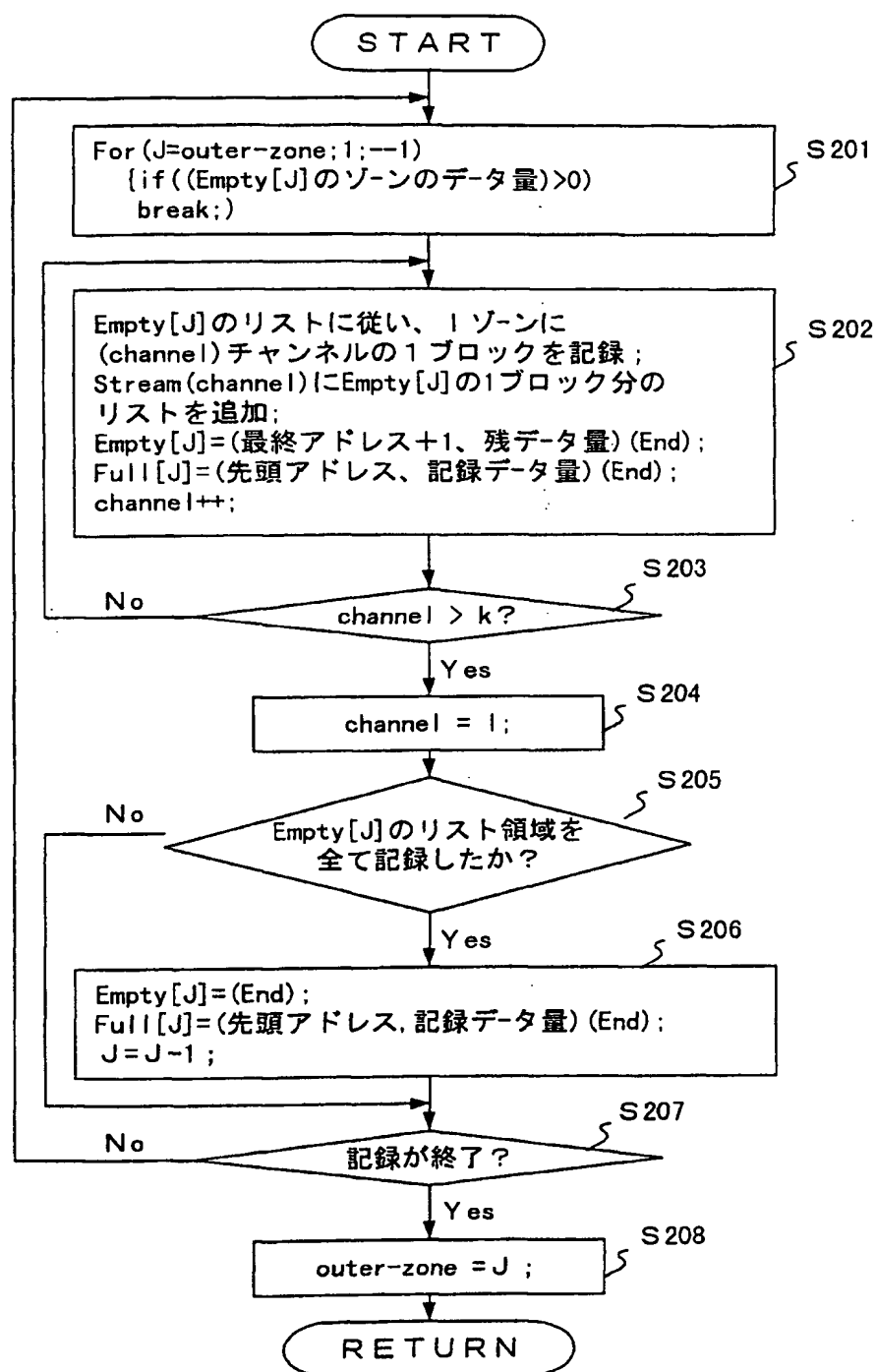
57/
57

図 60

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP99/05679

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER

Int.Cl⁷ G06F13/10, 340, 3/06, 302, H04N5/85, G11B20/10

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

Int.Cl⁷ G06F13/10, 340, 3/06, 302, H04N5/85, G11B20/10

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Jitsuyo Shinan Koho	1926-1996	Toroku Jitsuyo Shinan Koho	1994-1999
Kokai Jitsuyo Shinan Koho	1971-1999	Jitsuyo Shinan Toroku Koho	1996-1999

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	Nikkei Electronics, 07 November, 1994, (07.11.94),	1, 8, 10
A	"Searching for the HDD Control System Suitable for Multi-media", p.169-178	2-7, 9, 11-27
A	US, 5717641, A (Victor Company of Japan, Limited), 10 February, 1998 (10.02.98) & JP, 9-46691, A & EP, 759677, A	1-27
X	JP, 9-330566, A (Hitachi, Ltd.),	12, 19, 23
A	22 December, 1997 (22.12.97) (Family: none)	1-11, 13-18, 20-22, 24-27
X	JP, 9-91879, A (Hitachi, Ltd.),	13, 20, 24
A	04 April, 1997 (04.04.97) (Family: none)	1-12, 14-19, 21-23, 25-27
Y	EP, 798710, A (Toshiba Corporation),	14, 21, 25
A	01 October, 1997 (01.10.97) & JP, 9-259537, A & US, 5914928, A	1-13, 15-20, 22-24, 26, 27
Y	JP, 10-214455, A (Hitachi, Ltd.),	14, 21, 25

☒ Further documents are listed in the continuation of Box C.☐ See patent family annex.

* Special categories of cited documents:	"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention
"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance	"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone
"E" earlier document but published on or after the international filing date	"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art
"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)	"&" document member of the same patent family
"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means	
"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed	

Date of the actual completion of the international search
11 January, 2000 (11.01.00)Date of mailing of the international search report
25 January, 2000 (25.01.00)Name and mailing address of the ISA/
Japanese Patent Office

Authorized officer

Facsimile No.

Telephone No.

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP99/05679

C (Continuation). DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	11 August, 1998 (11.08.98) (Family: none)	1-13, 15-20, 22-24, 26, 27
X	EP, 701251, A (Canon Inc.),	15, 18, 22, 26
Y	13 March, 1996 (13.03.96)	16, 27
A	& JP, 8-203142, A & US, 5818811, A	1-14, 17, 19-21, 23-25
Y	EP, 827139, A (Sharp Corporation),	15, 16, 18,
A	04 March, 1998 (04.03.98),	22, 26, 27
	& JP, 10-124879	1-14, 17, 19-21, 23-25

国際調査報告

国際出願番号 PCT/J P 99/05679

A. 発明の属する分野の分類 (国際特許分類 (IPC))

Int Cl¹ G 06 F 13/10, 340, 3/06, 302, H 04 N 5/85, G 11 B 20/10

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料 (国際特許分類 (IPC))

Int Cl¹ G 06 F 13/10, 340, 3/06, 302, H 04 N 5/85, G 11 B 20/10

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報 1926-1996年
 日本国公開実用新案公報 1971-1999年
 日本国登録実用新案公報 1994-1999年
 日本国実用新案登録公報 1996-1999年

国際調査で使用した電子データベース (データベースの名称、調査に使用した用語)

C. 関連すると認められる文献

引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
X A	日経エレクトロニクス、1994年11月7日号、7. 11月. 1994 (07. 11. 94) 「マルチメディアに適したHDDの 制御方式を探る」 p. 169-178	1, 8, 10 2-7, 9, 11-27
A	US, 5717641, A (日本ビクター株式会社) 10. 2 月. 1998 (10. 02. 98) & JP, 9-46691, A & EP, 759677, A	1-27
X A	JP, 9-330566, A (株式会社日立製作所) 22. 12 月. 1997 (22. 12. 97) (ファミリーなし)	12, 19, 23 1-11, 13-18, 20-22, 24-27

☒ C欄の続きにも文献が列挙されている。☐ パテントファミリーに関する別紙を参照。

* 引用文献のカテゴリー

「A」 特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの
 「E」 国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの
 「L」 優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献 (理由を付す)
 「O」 口頭による開示、使用、展示等に言及する文献
 「P」 国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願

の日の後に公表された文献

「T」 国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの
 「X」 特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの
 「Y」 特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの
 「&」 同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日

11. 01. 00

国際調査報告の発送日

25.01.00

国際調査機関の名称及びあて先

日本国特許庁 (ISA/J P)
 郵便番号100-8915
 東京都千代田区霞が関三丁目4番3号

特許庁審査官 (権限のある職員)

重田 尚郎

5 R

9298

電話番号 03-3581-1101 内線 3565

C (続き) 関連すると認められる文献		
引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
X A	J P, 9-91879, A (株式会社日立製作所) 4. 4月. 1997 (04. 04. 97) (ファミリーなし)	13, 20, 24 1-12, 14-19, 21-23, 25-27
Y A	EP, 798710, A (株式会社東芝) 1. 10月. 1997 (01. 10. 97) & J P, 9-259537, A&US, 5914928, A	14, 21, 25 1-13, 15-20, 22-24, 26, 27
Y A	J P, 10-214455, A (株式会社日立製作所) 11. 8月. 1998 (11. 08. 98) (ファミリーなし)	14, 21, 25 1-13, 15-20, 22-24, 26, 27
X Y A	EP, 701251, A (キャノン株式会社) 13. 3月. 1996 (13. 03. 96) & J P, 8-203142, A&US, 5818811, A	15, 18, 22, 26 16, 27 1-14, 17, 19-21, 23-25
Y A	EP, 827139, A (シャープ株式会社) 4. 3月. 1998 (04. 03. 98) & J P, 10-124879	15, 16, 18, 22, 26, 27 1-14, 17, 19-21, 23-25